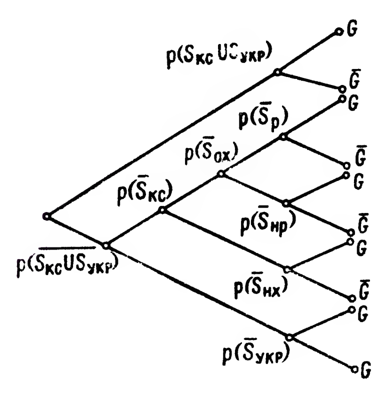
Библиотека

по

АВТОМАТИКЕ

Е. Л. КОН, П. М. ТИМОШИНОВ, О. И. ШЕХОВЦОВ

ДИАГНОСТИКА МНОГОТАКТНЫХ ТЕЛЕМЕХАНИЧЕСКИХ СИСТЕМ



ИЗДАТЕЛЬСТВО «ЭНЕРГИЯ»

БИБЛИОТЕКА ПО АВТОМАТИКЕ

Выпуск 470

Е. Л. КОН, П. М. ТИМОШИНОВ, О. И. ШЕХОВЦОВ

ДИАГНОСТИКА МНОГОТАКТНЫХ ТЕЛЕМЕХАНИЧЕСКИХ СИСТЕМ



«ЭНЕРГИЯ»
Ленинградское отделение
1972

6П2.15
К64
УДК 621.398 : 681.325.3

Кон Е. Л., Тимошинов П. М., Шеховцов О. И.

К64 Диагностика многотактных телемеханических систем. Л., «Энергия», 1972.

120 с. с илл. (Б-ка по автоматике. Вып. 470)

В книге излагаются методы и технические средства, используемые для диагностики многотактных телемеханических систем, рассматриваются различные методы схемного и тестового диагностического контроля, определяются количественные показатели устройств схемного и тестового диагностического контроля, описывается устройство контроля работоспособности и поиска неисправностей для конкретной системы телеуправления.

Книга рассчитана на инженеров и научных сотрудников, занимающихся проектированием и эксплуатацией многотактных телемеханических систем, а также может быть полезна преподавателям, аспирантам и студентам вузов, занимающихся указанными вопросами.

3-3-13
279-72 **6П2.15**

Рецензент *Келлер Ф. Э.*

ВВЕДЕНИЕ

Дальнейшее развитие и внедрение в народное хозяйство комплексной автоматизации немыслимо без широкого использования средств телемеханики. Повседневный рост количества цифровых систем передачи телемеханической информации, применяемых для управления и контроля за работой объектов самого различного назначения, постоянно возрастающая ответственность и сложность задач, решаемых при управлении этими объектами, предъявляют высокие требования к надежности функционирования средств телемеханики в течение длительного времени.

Использование специальных методов и технических средств, обеспечивающих контроль за состоянием систем передачи телемеханической информации в процессе их функционирования, а также быстрое обнаружение неисправного элемента резко снижает время восстановления телемеханических систем и, следовательно, существенно повышает эффективность их использования для управления ответственными объектами, простои которых ведут к большим экономическим потерям.

Отсутствие обобщенного и систематизированного материала, связанного с разработкой методов и технических средств контроля работоспособности и поиска неисправностей, значительно затрудняет работу по повышению эксплуатационной надежности телемеханических систем. В данной работе авторы пытаются восполнить этот пробел.

Анализируя литературу по технической диагностике, можно проследить наметившуюся тенденцию проектирования устройств контроля и выделить такие основные этапы:

1. Анализ объекта для целей контроля. Указанный процесс рассматривается в первой и третьей главах и включает в себя исследование особенностей функционирования и структуры кодирующих и декодирующих устройств КУ и ДКУ многотактных телемеханических систем и функциональных узлов в их составе как объектов диагностики и анализ последствий учитываемых неисправностей. Анализ литературы по телемеханике [1—16] и системам передачи данных [17—19] позволил известные разновидности КУ и ДКУ, а также перспективные для применения в телемеханике обобщить в виде типовых структурных форм [20], отражающих наиболее характерные свойства каждой из рассматриваемых разновидностей КУ и ДКУ.

2. Выбор вида и алгоритма контроля. В четвертой главе исследуются способы и структуры схемного контроля работоспособности как отдельных функциональных узлов, так и кодирующих устройств, в пятой главе рассматриваются указанные вопросы применительно к тестовому диагностическому контролю отдельных функциональных узлов, а также систем телемеханики в целом. Отметим, что выбор алгоритма контроля раскрывается для схемного контроля как выбор метода контроля, а для тестового — как выбор совокупности тестов (проверочных или диагностических) и программы их исследования.

3. Проектирование (синтез) устройства диагностического контроля (УДК), которое реализует выбранный метод контроля, удовлетворяющий заданному требованию к эффективности контроля, т. е. обнаружения и локализации.

Приступая к разработке УДК, необходимо сформулировать требования к комплексному обобщенному показателю или системе частных показателей качества функционирования устройств контроля. Этому посвящена вторая глава. Там же приведены некоторые практические способы получения количественных оценок качества функционирования устройств контроля на этапе проектирования и рассмотрен возможный подход к получению оценки эффективности функционирования комплекса «система телемеханики — УДК».

Следует отметить, что при разработке УДК наиболее трудоемкой операцией является анализ последствий неисправностей. При разработке схемного контроля работоспособности (СКР) он необходим для набора статистики анализируемого (контролируемого) сигнала с целью выбора метода СКР, максимально согласованного с контролируемой аппаратурой. При разработке устройства поиска неисправностей данный анализ необходим для отыскания проверяющего и диагностического тестов.

Основой получения алгоритмов, позволяющих автоматизировать процесс перебора неисправностей и анализа вызываемых ими искажений контролируемых сигналов, является формальное описание функционирования исправных и неисправных узлов и устройств для принятых моделей устойчивых отказов (неисправностей) и сбоев. Указанные вопросы исследуются в третьей главе.

В приложении рассматривается один из разработанных авторами приборов неавтоматического поиска неисправностей в многотактных системах телемеханики типа КУСТ—67.

Очень многим авторы обязаны своему научному руководителю доктору техн. наук, проф. Р. И. Юргенсону, которому выражают искреннюю благодарность за постоянное внимание и поддержку в работе.

Авторы считают своим долгом выразить признательность доктору техн. наук, проф. А. В. Мозгалевскому, высказавшему ряд ценных критических замечаний и советов по изложению материала. Авторы благодарны инженеру В. А. Шавыкину за предоставление материалов к § 11 и 16, а также С. А. Тихомировой и М. З. Галимовой, оказавшим помощь в подготовке и оформлении рукописи.

Отзывы и замечания по книге просим направлять по адресу: 192041, Ленинград, Марсово поле, дом 1.

Авторы

Глава первая. **АНАЛИЗ МНОГОТАКТНЫХ ТЕЛЕМЕХАНИЧЕСКИХ СИСТЕМ КАК ОБЪЕКТОВ ДИАГНОСТИКИ**

1. Многотактные телемеханические системы: назначение, состав, выполняемые функции

Телемеханические системы ТМС предназначены для передачи на расстояние и обработки информации управления и контроля (сигнализация, измерение) состояний промышленных объектов с использованием наименьшего количества линий связи. В соответствии со своим назначением ТМС могут выполнять следующие функции: телеуправление (ТУ), телесигнализация (телеконтроль) (ТС), телеизмерение (ТИ), телерегулирование (ТР). Кроме того, в связи с тенденцией перехода к сложным телеавтоматическим системам ТМС начинают все больше выполнять функции сбора и обработки производственно-статистической информации, представления ее в виде, удобном для восприятия человеком, ввода и вывода из ЭЦВМ.

Предметом исследования в настоящей работе являются многотактные телемеханические системы. Класс систем, определяемый данным термином, можно охарактеризовать следующим образом: по виду передаваемых сообщений — дискретные; по принципам формирования и выявления кодовых элементов — многотактные; по способам многократного использования линии связи — системы с распределительным, комбинационно-распределительным, распределительно-разделительным и комбинационно-распределительно-разделительным принципами избирания; в зависимости от местоположения объектов управления и контроля — системы управления сосредоточенными объектами; по способам обеспечения помехоустойчивости — системы, предназначенные для работы в условиях действия помехи малой и средней интенсивности.

Системы могут включаться в работу дискретно (спорадически) при необходимости передачи сообщения об изменении (необходимости изменения) состояния какого-либо механизма объекта управления (ОУ); эпизодически — по определенной программе; непрерывно — передача сообщений о текущем состоянии ОУ.

Общая блок-схема комплексной системы телемеханики приведена на рис. 1. Она состоит из устройств, устанавливаемых на распорядительном пункте РП (ДП) и на исполнительном пункте ИП (КП). Эти устройства соединены каналами связи (КС). На РП в месте нахождения оператора устанавливаются: ключи и кнопки управления (КлУ) — источники команд управления, кодирующее устройство ТУ, декодирующие устройства ТС и ТИ, устройства сигнализации и контроля (ЩС) и регистрирующие приборы (РПр) сигналов ТИ. На объекте управления и контроля устанавливаются декодирующее устройство сигналов ТУ, выдающее сигналы на исполнительные цепи (ИЦ) объекта управления, датчики сигнализации и измерения, кодирующие устройства ТС и ТИ.

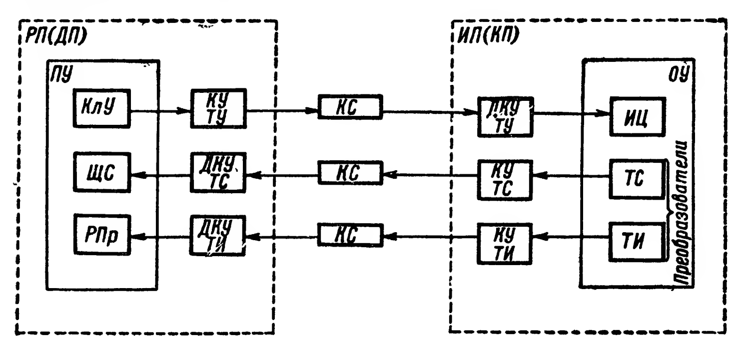


Рис. 1

Из блок-схемы видно, что одной из отличительных черт систем телемеханики является пространственное разнесение ее устройств. Передача командной информации с РП на объект управления и известительной информации в обратном направлении осуществляется с помощью кодов по каналам связи, подверженным воздействию помех.

В настоящей работе преимущественное внимание будет уделено исследованию вопросов диагностики кодирующих и декодирующих устройств и функциональных узлов в их составе.

2. Кодирующие устройства: назначение, состав, выполняемые функции. Классификация КУ. Типовые структурные формы КУ

Кодирующее устройство (КУ) предназначено для однозначного преобразования множества дискретных сообщений на его входе в множество сигналов на его выходе, построенных в соответствии с принятым принципом избирания, законом кодирования и методом модуляции, и выдачи их в линию связи.

В соответствии с указанным назначением выделим основные функции, выполняемые исправно функционирующим КУ:

а) хранение информации, в том числе хранение поступившего дискретного сообщения, хранение множества кодовых комбинаций, соответствующих множеству передаваемых дискретных сообщений, хранение выбранной кодовой комбинации на время, обусловленное алгоритмом помехоустойчивой передачи и методом формирования кодовых элементов;

б) кодирование передаваемого сообщения, в том числе неизбыточное кодирование, помехоустойчивое кодирование;

в) присвоение кодовым элементам сигнальных признаков (модуляция) и выдача образованного сигнала в линию связи.

На рис. 2 приведена обобщенная структурная форма КУ.

Основное назначение функциональных узлов, приведенных в обобщенной структурной форме, следующее:

устройство запасания и пуска УЗП осуществляет запоминание поступивших дискретных сообщений и выдачу их для дальнейших преобразований в соответствии с принятым алгоритмом функционирования КУ; комбинатор КМ обеспечивает однозначное преобразование сигнала на его входе в кодовую комбинацию (избыточную или неизбыточную) на его выходе; наборное устройство НУ (оперативная память) осуществляет запоминание выбранной кодовой комбинации в течение определенного промежутка времени; распределитель Р обеспечивает выполнение временных и логических соотношений в соответствии с принятым алгоритмом функционирования КУ; кодопреобразователь КПр осуществляет преобразование неизбыточной комбинации на его входе в избыточную комбинацию на его выходе в соответствии с принятым алгоритмом помехоустойчивого кодирования; устройство присвоения коду сигнальных признаков УПСП осуществляет модуляцию параметра переносчика в соответствии с передаваемой кодовой комбинацией; устройство синхронизации и синфазирования УСС обеспечивает синхронную и синфазную работу распределителей КУ и ДКУ, а также согласованную работу всех узлов кодирующего устройства; линейное устройство ЛУ согласует вход кодирующего устройства с линией связи.

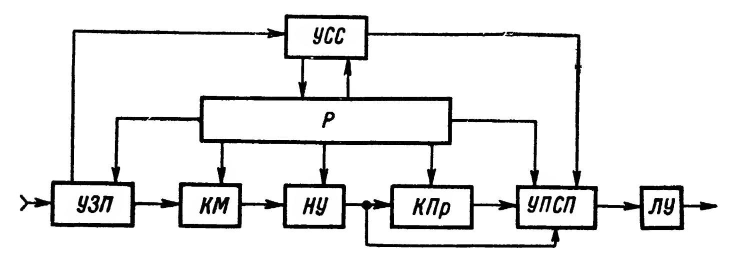


Рис. 2

В обобщенной структурной форме представлены в явном виде функциональные узлы, выполняющие все перечисленные функции КУ. На практике имеют место КУ со структурными формами, отличными от приведенной обобщенной структурной формы.

Многообразие структурных форм КУ обусловлено рядом объективных факторов, таких как специфика решаемой задачи, режим работы системы (спорадический, непрерывный, периодический), объем и характер передаваемой информации, особенности используемой линии связи, организации канала связи и выбранного кода, многообразие структурных форм функциональных узлов, позволяющих осуществить выполнение нескольких функций одним устройством; тип используемых элементов и др.

Следует учесть, что в любой разновидности КУ основные функции, перечисленные выше всегда выполняются.

В связи с указанными факторами в ряде структур могут отсутствовать отдельные функциональные узлы, имеющиеся в обобщенной структурной форме.

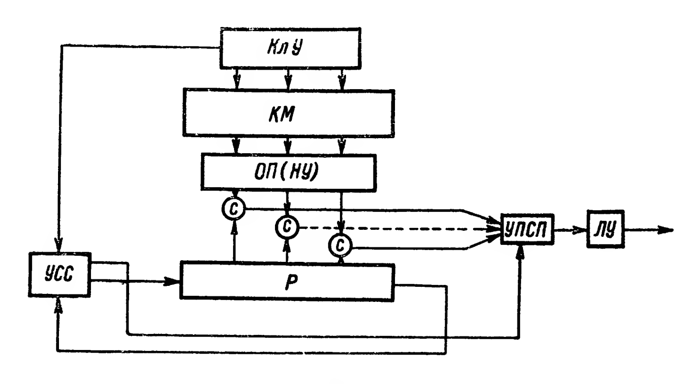


Рис. 3

С целью удобства для дальнейшего анализа приведем классификацию кодирующих устройств многотактных ТМС.

Классификация структурных форм КУ проведена по следующим признакам: по числу ступеней используемого кода — одноступенные КУ, многоступенные КУ. В свою очередь одноступенные КУ проклассифицированы по списку формируемых кодов: кодирующие устройства универсального типа КУУТ; кодирующие устройства специальных кодов КУСК; кодирующие устройства кодов, записываемых в виде графов кодовых пересечений. При этом в каждую группу объединялись КУ по общности структуры, для построения которой были использованы те или другие структурные свойства кодов.

При рассмотрении типовых структурных форм КУ каждой группы их разновидности могут быть дополнительно проклассифицированы по некоторым вспомогательным признакам.

Кодирующие устройства универсального типа (КУУТ). Данная группа КУ позволяет формировать любые коды, применяемые (или перспективные для применения) в телемеханике. Характерной особенностью КУУТ является использование однотактного комбинатора, преобразующего дискретное сообще-

ние на его входе в кодовую комбинацию (неизбыточную или избыточную) на его выходе.

В зависимости от режима, в котором используется комбинатор, различаем КУУТ с комбинатором, работающим в режиме параллельного набора кода, и КУУТ с КМ, работающим в режиме последовательного набора кода. Характерной особенностью первой разновидности является наличие наборного устройства

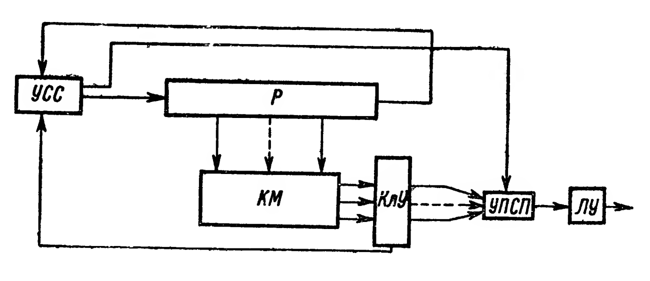


Рис. 4

НУ, обеспечивающего запоминание набранной с помощью комбинатора кодовой комбинации на время цикла работы КУ (см. рис. 3).

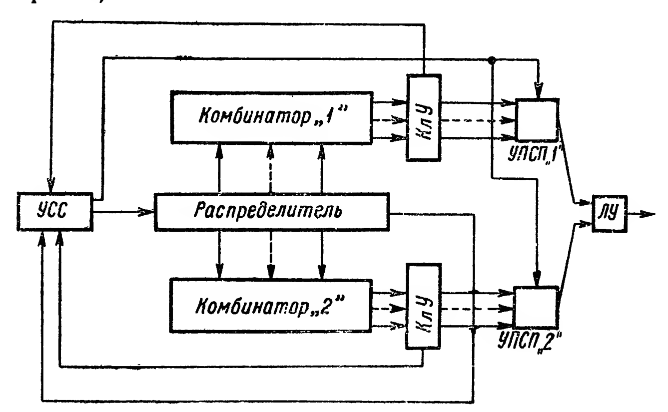


Рис. 5

Во второй разновидности КУ наборное устройство отсутствует. Функции выбора кодовой комбинации и ее запоминания на время цикла работы КУ осуществляют ключи управления (контакты датчиков сигнализации и пр.). Структурная форма данной разновидности КУ приведена на рис. 4.

По способу формирования кода различаем:

1. КУУТ с независимой схемой присвоения коду сигнальных признаков. В данной структурной разновидности КУУТ

осуществляется раздельное формирование кодовой комбинации по каждому из сигнальных признаков с использованием в каждом из каналов сигнальных признаков своих комбинатора, наборного устройства и устройства присвоения коду сигнальных признаков. Структурная форма приведена на рис. 5.

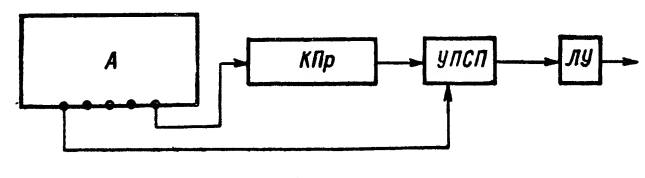


Рис. 6

2. КУУТ с зависимой схемой присвоения коду сигнальных признаков, отличие которой состоит в том, что для формирования K-ичного кода используется (K —1) канал сигнальных признаков.

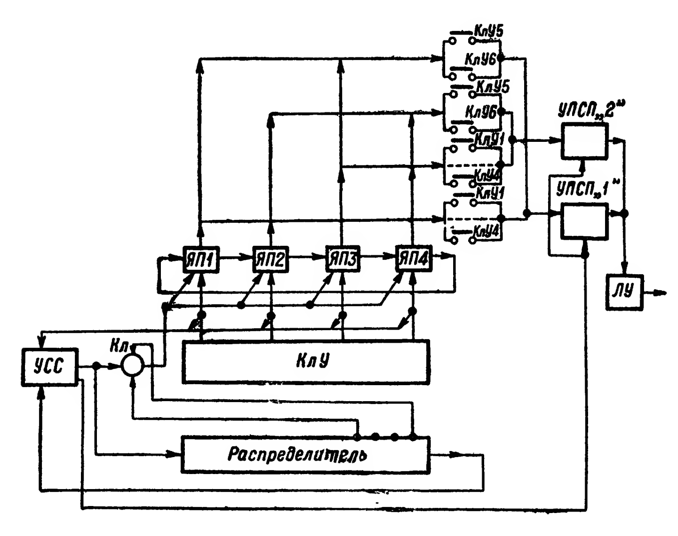


Рис. 7

Кодирующие устройства специальных кодов (КУСК). Если при построении КУУТ используются самые общие — комбинаторные — свойства кодов, то при построении КУ данной группы существенным образом используются специфические структурные свойства некоторых классов кодов, позволяющие уменьшить затраты аппаратуры при реализации кодирующих устройств. К ним в первую очередь относятся разделимые коды.

У этого класса кодов можно выделить информационные и контрольные позиции. Пока из разделимых кодов наиболее ши-

рокое распространение получили систематические групповые и циклические коды.

Характерной особенностью данной группы КУ является использование однотактных комбинаторов для формирования информационной части кода (неизбыточный код) и последующее ее кодирование в выбранном избыточном коде с помощью кодопреобразователя. Обозначим часть аппаратуры КУ, осуществляющую формирование информационной части кода, через А. Тогда типовая структурная форма кодирующего устройства разделимых кодов (КУРК) имеет вид, приведенный на рис. 6. Блок «А» может быть раскрыт в виде одной из структурных разновидностей КУУТ.

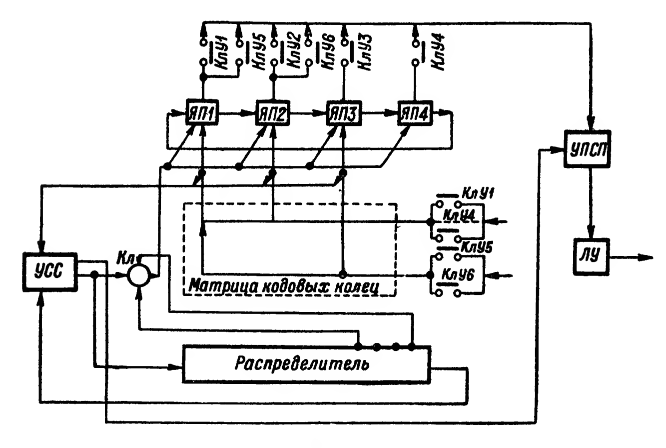


Рис. 8

Кодопреобразователь может быть выполнен в виде однотактного комбинатора проверочных символов в сочетании с наборным устройством, состоящим из триггеров, работающих по счетному входу, в основном, для групповых кодов; в виде сдвигающего регистра с логическими обратными связями СРЛОС для циклических кодов и т. д.

В соответствии с этим будем иметь структурные разновидности КУРК: кодирующие устройства групповых кодов КУГК, кодирующие устройства циклических кодов КУЦК и т. д.

Кодирующие устройства графов кодовых пересечений (КУ ГКП). В данную группу включены КУ, формирующие коды, записанные в виде графов кодовых пересечений. К ним относятся коды на все сочетания (неизбыточные коды), коды на одно сочетание, циклические коды, коды предельных размещений и др.

Характерной особенностью указанной группы КУ является использование замкнутого в кольцо регистра сдвига с комбинационной частью, моделирующего граф кодовых пересечений.

В зависимости от вида моделируемого графа кодовых пересечений известны следующие разновидности КУ ГКП: КУ, в

котором моделируется система предельных кодовых колец; КУ, в котором моделируется система частных кодовых колец (кодовых колец длины n, где n — разрядность кода). Это позволяет использовать один n-разрядный, замкнутый в кольцо регистр сдвига (регистр сдвига с циркуляцией) совместно с матрицей кодовых колец.

Две последние группы КУ ГКП используются для формирования избыточных кодов.

Указанные разновидности КУ различаются по способу генерирования кодовых комбинаций. Структурная форма КУ с матрицей кодовых колец и первым способом генерирования кодовых комбинаций приведена на рис. 7. Структурная форма КУ с матрицей кодовых колец и вторым способом генерирования приведена на рис. 8, здесь ЯП — ячейка памяти.

3. Декодирующие устройства: назначение, состав, выполняемые функции. Классификация ДКУ. Типовые структурные формы ДКУ

Декодирующее устройство предназначено для однозначного преобразования множества сигналов на его входе с учетом их искажений в пределах корректирующих способностей кода в множество сообщений на выходе.

В соответствии с указанным назначением выделим основные функции, выполняемые исправно функционирующим устройством:

а) преобразование сигнала на входе ДКУ в последовательность элементов кодовой комбинации в соответствии с принятым методом помехоустойчивого приема единичного сигнала (методом выявления сигнального признака);

б) хранение информации, в том числе хранение множества кодовых комбинаций, соответствующих множеству принимаемых сообщений; хранение выявленной кодовой комбинации на время ее обработки с целью коррекции возможных искажений и декомбинирования; хранение выявленного сообщения на время его выдачи в цепи управления ОУ или цепи сигнализации;

в) обработка кодовой комбинации с целью исправления в ней ошибок, обусловленных воздействием помех в канале связи и не превышающих исправляющих способностей кода, либо с целью подавления сигнала с искажениями, превышающими исправляющую способность кода, но лежащих в пределах его обнаруживающих способностей, и отработка защитного алгоритма в соответствии с принятым методом помехоустойчивой передачи сообщения;

г) декомбинирование обработанного сигнала (кодовой комбинации), принятого за исправный, и выдача выявленного сообщения в индивидуальные исполнительные цепи.

Для выполнения указанных функций обобщенная структурная схема ДКУ, приведенная на рис. 9, содержит следующие узлы: линейное устройство ЛУ, устройство выявления сигнальных признаков с первичной решающей схемой (УВСП + ПРС), устройство синхронизации и синфазирования УСС, распредели-

тель, корректор Кр, наборное устройство НУ, декомбинатор ДК, индивидуальные выходные цепи ИВЦ, блок логических элементов БЛЭ.

Рассмотрим назначение указанных функциональных узлов: ЛУ осуществляет согласование ДКУ с линией связи; ПРС осуществляет преобразование принятого в УВСП сигнала в последовательность кодовых символов в соответствии с принятым алгоритмом помехоустойчивого приема единичного сигнала; УСС обеспечивает синхронную и синфазную работу распределителей КУ и ДКУ, а также согласованную работу всех узлов ДКУ; Р осуществляет выполнение временных и логических соотношений в соответствии с алгоритмом функционирования ДКУ; Кр осуществляет обнаружение и исправление возможных искажений кодовой комбинации, поступающей на его вход, и выдачу ее информационной части, принятой за исправную, в наборное устройство; НУ обеспечивает хранение выявленной кодовой комбинации на время ее обработки; ДК осуществляет выявление переданного сообщения по комбинации (избыточной или неизбыточной) кодовых элементов на его входе; ИВЦ осуществляют запоминание выявленного сообщения и его выдачу в цепи управления ОУ или схему сигнализации; БЛЭ обеспечивает перекоммутацию связей между узлами ДКУ в соответствии с алгоритмом его функционирования.

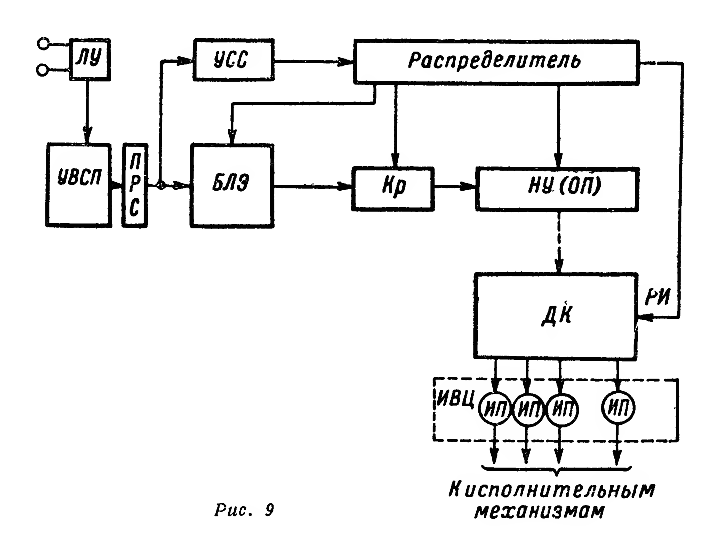


Рис. 9

Все сказанное выше относительно факторов, обеспечивающих многообразие структурных форм КУ, остается справедливым и для ДКУ. Поэтому, не повторяясь, перейдем к рассмотрению вопросов классификации и анализу типовых структурных форм декодирующих устройств.

Классификация структурных форм ДКУ проведена по следующим признакам: по числу ступеней используемого кода различаем ДКУ одноступенных кодов и ДКУ многоступенных кодов. В свою очередь одноступенные ДКУ можно подразделить по списку декодируемых кодов на ДКУ универсального типа — ДКУУТ; ДКУ специальных кодов — ДКУСК и ДКУ графов кодовых пересечений — ДКУ ГКП.

Рассмотрим характерные особенности каждой из групп и их типовые структурные формы.

Декодирующие устройства универсального типа (ДКУУТ). В данную группу объединены различные структурные формы ДКУ, позволяющие декодировать (исправлять и обнаруживать ошибки различного характера и декомбинировать входной сигнал — выявленную кодовую комбинацию) любые коды с ошиб-

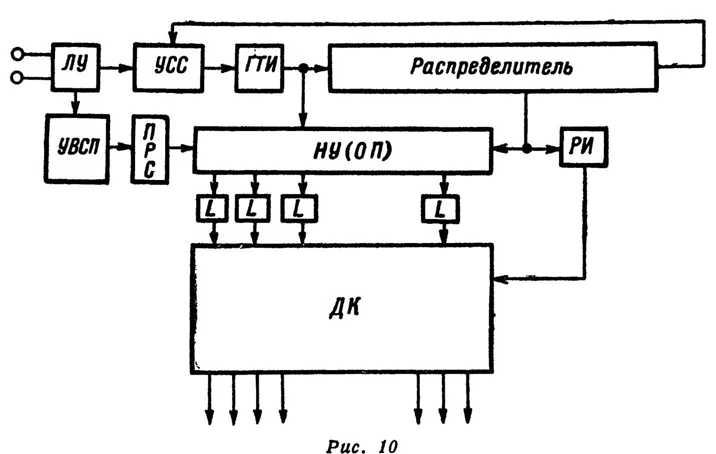


Рис. 10

ками произвольного характера в пределах корректирующих способностей кода. Характерной особенностью функционирования ДКУУТ является совмещение операций коррекции и декомбинирования. Структурная особенность данной группы ДКУ — наличие комбинационного узла, обеспечивающего хранение множества декодируемых избыточных кодовых комбинаций.

В зависимости от способа обработки принятых кодовых комбинаций известны две разновидности ДКУУТ: ДКУУТ с параллельной обработкой принятых кодовых комбинаций и ДКУУТ с последовательной обработкой принятых кодовых комбинаций.

Типовая структурная форма ДКУУТ с параллельной обработкой кодовых комбинаций приведена на рис. 10. Здесь ГТИ — генератор тактовых импульсов, L — оператор декодирования.

Особенностью данной разновидности ДКУ является одновременное в пределах одного такта выполнение операций коррекции принятой кодовой комбинации и ее декомбинирования. Эти операции осуществляет декомбинатор-корректор — тот комбинационный узел, который обеспечивает хранение множества кодовых комбинаций.

Различные разновидности данной структурной формы ДКУУТ определяются характером корректируемых ошибок, а также алгоритмами их коррекции, например ДКУ, реализующие пороговое декодирование; ДКУ, реализующие алгоритм Юргенсона — прием по параллельным каналам сигнальных признаков.

Типовая структурная форма ДКУУТ с последовательной обработкой кодовых комбинаций приведена на рис. 11. Структурной особенностью данной разновидности ДКУУТ является наличие комбинатора избыточного кода, обеспечивающего хранение всех декомбинируемых кодовых комбинаций и их поочередную задачу для сравнения с выявленной в данном цикле работы ДКУ кодовой комбинацией. Алгоритм функционирования ДКУ

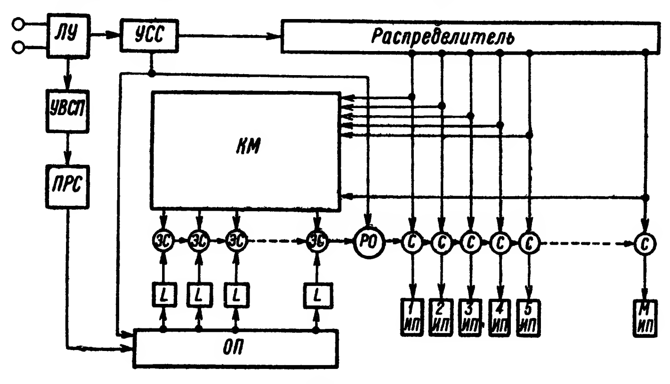


Рис. 11

позволяет для принятия решения использовать только один решающий орган. Однако время обработки кодовой комбинации равно ΔtM, где Δt — интервал времени, в течение которого происходит сравнение принятой комбинации с одной из хранимых в комбинаторе, а M — число декодируемых кодовых комбинаций.

Структурные разновидности ДКУУТ с последовательной обработкой кодовых комбинаций определяются теми же факторами, что и в предыдущем случае.

Декодирующие устройства специальных кодов. При построении ДКУ данной группы существенно используются специфические свойства некоторых классов кодов.

По свойствам декодируемых кодов известные в настоящее время разновидности ДКУСК можно разбить на две группы:

1) ДКУ разделимых кодов ДКУРК, в том числе ДКУ групповых систематических кодов ДКУ ГК, ДКУ циклических кодов ДКУ ЦК, ДКУ арифметических кодов ДКУ АК и др.;

2) ДКУ самосинхронизирующихся кодов ДКУ ССК.

Характерной особенностью функционирования ДКУ РК является раздельное выполнение операций коррекции и декомбинирования информационной части кода.

Структурной особенностью ДКУ РК является наличие декомбинатора неизбыточного кода — комбинационного узла,

выполняющего функции хранения кодовых комбинаций, соответствующих принимаемым сообщениям, и декомбинирования, а также корректора, который обеспечивает коррекцию ошибок. Вид корректора определяется свойствами декодируемого кода и алгоритмом коррекции.

В ДКУ ГК корректор представляет собой совокупность наборного устройства (оперативной памяти) с устройством решения проверочных соотношений на входе и декомбинатором синдромов на выходе (см. рис. 12). Символом *С* на рис. 12 обозначена схема совпадения.

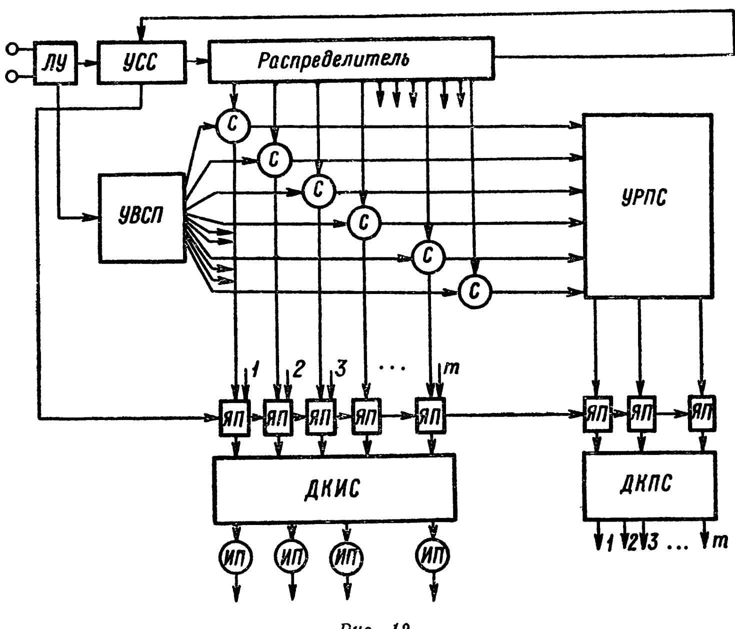


Рис. 12

В ДКУ ЦК корректор представляет собой сдвигающий регистр с логической обратной связью СРЛОС, на выходе которого имеется селектор синдромов. Структурные разновидности ДКУ ЦК различаются по алгоритмам коррекции. Так, известны ДКУ ЦК, реализующие алгоритм Меггита, алгоритм Питерсона, алгоритмы синдромно-порогового декодирования и т. д.

Для всех разновидностей ДКУ ЦК характерным является последовательная обработка кодовых комбинаций. На рис. 13 приведена структурная форма ДКУ ЦК, реализующего алгоритм Меггита, а на рис. 14 — структурная форма ДКУ ЦК, реализующая синдромно-пороговый алгоритм.

В группу ДКУ ССК объединены структурные формы ДКУ, характерной особенностью которых является использование согласованных фильтров для выявления ССК, реализующих

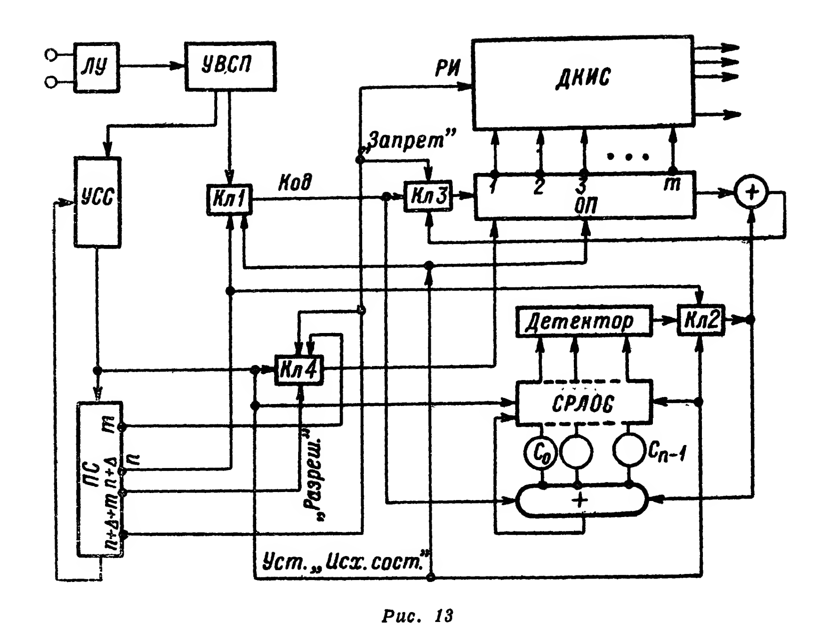


Рис. 13

ЛУ
УВСП
ПРС
Код
P_m
В
P_{n+1}
В
ТИ
m2
НУИС
УСС
РИ
ДКИС
Распределитель
P_m
P_n
P_{n+1}
РИ
СИ
В
P_n
ЛОС
m2
C_0
C_1
C_k
СР
Матрица ортогональных проверок
⊕
МО

Рис. 14

различные разновидности метода приема в целом. Структурная особенность ДКУ ССК — отсутствие распределителя.

Декодирующие устройства графов кодовых пересечений. При построении ДКУ рассматриваемой группы существенным образом используется интегральное свойство некоторых кодов быть представленными в виде графов кодовых пересечений.

Известны две основные разновидности ДКУ ГКП: 1) ДКУ, построенные на основе управляемых регистров сдвига, моделирующих систему предельных кодовых колец; 2) ДКУ с матрицей кодовых колец.

Структурная форма первой разновидности ДКУ ГКП приведена на рис. 15. Характерные особенности:

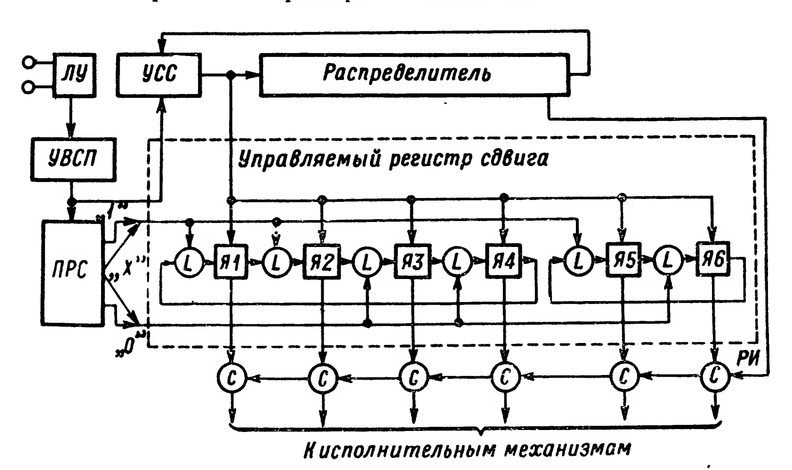


Рис. 15

а) процесс декодирования происходит без предварительного преобразования последовательного кода в параллельный; операции коррекции и декомбинирования выполняются совместно;

б) в цепи связи между ячейками управляемого регистра сдвига УРС включены вентили, выходной сигнал которых является функцией очередного члена (символа) декодируемой кодовой комбинации; УРС выполняет функции декомбинатора-корректора, наборного устройства и частично функции распределителя: осуществляет распределение выявляемых символов по соответствующим временным каналам;

в) при декодировании кодов неизбыточных, обнаруживающих ошибки и исправляющих стирания, число ячеек памяти УРС в точности равно числу декодируемых кодовых комбинаций; при декодировании кодов, исправляющих ошибки перехода и пакеты ошибок, число ЯП растет линейно в зависимости от числа исправляемых ошибок или длин пакетов.

На рисунке символом L обозначены вентили, которые могут реализовать следующие переключательные функции: «И», «ИЛИ»,

«запрет». В соответствии с этим получим разновидности ДКУ ГКП с УРС с логическим умножением, логическим сложением и логическим запретом.

При построении второй группы ДКУ ГКП используется свойство кодов быть записанными в виде системы частных кодовых колец, имеющих одинаковую длину. В этом случае появляется возможность для выявления кодовой комбинации использовать один замкнутый в кольцо регистр сдвига, содержащий n ячеек памяти, а декомбинаторные цепи (ДКЦ) строить только для декомбинирования образующих кодовых колец.

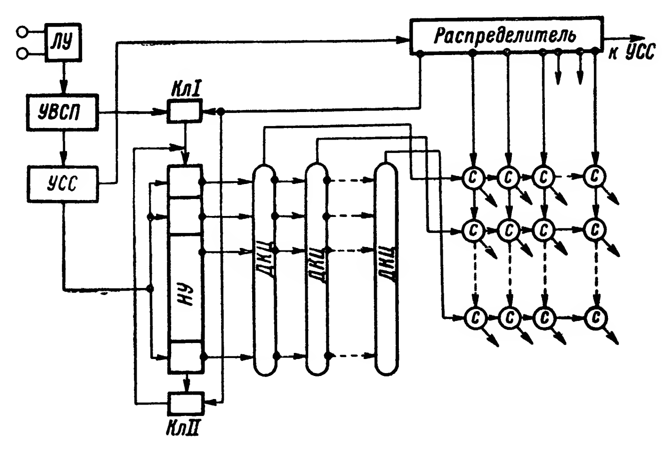


Рис. 16

Выявление переданной кодовой комбинации осуществляется путем ее доворота до образующей соответствующего кодового кольца. Структурная форма ДКУ с МКК приведена на рис. 16. Ее разновидности определяются характером корректируемых ошибок и алгоритмами коррекции.

4. Выбор диагностической модели многотактных систем телемеханики

Решение задач диагностики технических объектов основывается на получении целого ряда характеристик диагносцируемого объекта. К ним относятся прежде всего возможные неисправности в системе (объекте) и вызываемые ими искажения рабочих сигналов, наблюдаемых на выходе функциональных узлов и устройств объекта (в интересующих контрольных точках). Результатом решения задачи диагностики является выбор метода контроля работоспособности и поиска неисправностей, удовлетворяющего заданной эффективности, а применительно к диагностике с помощью тестов — выбор совокупности проверок, достаточных для определения работоспособности контролируемого объекта, либо для локализации неисправностей в нем с

требуемой разрешающей способностью и упорядоченное использование этих проверок согласно какому-либо критерию, т. е. выбор стратегии контроля и поиска.

Указанные характеристики могут быть получены двумя способами: статистической обработкой данных, полученных при эксплуатации системы в реальных условиях или моделированием процесса функционирования как исправного объекта, так и при наличии в нем неисправностей.

Очевидно, что на этапе проектирования единственным методом получения интересующих нас характеристик является второй метод. Использование этого метода предполагает замену реальной системы некоторой моделью, отражающей ее существенные для решения задач диагностики свойства.

Основные результаты, полученные в литературе, относятся к следующим двум типам математических моделей:

1. Математические модели первого типа ММ-I. В наиболее простых математических моделях не учитывается структура системы, т. е. предполагается, что система состоит из некоторого числа не связанных между собой элементов [21—23]. В других моделях допускается разбиение множества всех несвязанных элементов на ряд непересекающихся подмножеств — блоков — и допускаются проверки работоспособности каждого блока.

2. Математические модели второго типа — функциональные модели ММ-II. Данный класс моделей учитывает структуру системы [21, 22, 24, 25]. При задании моделей указываются допустимые воздействия, которые должны быть приложены к внешним входам системы, функциональные связи между воздействиями и реакциями, наблюдаемыми на внешних и промежуточных выходах системы в зависимости от ее состояния. Кроме того, перечисляется список учитываемых неисправностей; задается реальная или условная схема объекта, на которой указаны все реальные или условные элементы и связи между ними, например, условная схема объекта может быть задана в виде ориентированного графа.

Указанная модель является более общей, поэтому в настоящей работе, в основном, будем придерживаться этой модели, уточняя и конкретизируя ее с учетом специфики построения и функционирования цифровых телемеханических устройств.

При разработке математических моделей конкретных телемеханических устройств авторы придерживаются следующего подхода:

а) анализируемое устройство задается в виде развернутой структурной схемы, отражающей как отдельные функциональные элементы, так и связи между ними;

б) отыскивается математическое описание исправно функционирующего устройства;

в) определяется список учитываемых неисправностей и разрабатываются их математические модели;

г) отыскивается формальное описание функционирования устройства с неисправностями из списка учитываемых неисправностей.

Рассмотрим более подробно указанную методику построения математических моделей телемеханических устройств и введем ряд ограничений.

Предварительный анализ, проведенный в предыдущих параграфах настоящей главы, показал, что кодирующие и декодирующие устройства многотактных ТМС и функциональные узлы в их составе являются цифровыми автоматами. Их нормальное функционирование может быть описано методами общей теории конечных автоматов и методами теории линейных переключательных схем.

При определении списка учитываемых неисправностей ограничиваемся рассмотрением случайных сбоев и устойчивых отказов (неисправностей) при разработке и исследовании СКР и неисправностей при разработке и исследовании тестового контроля работоспособности и поиска неисправностей.

При рассмотрении устойчивых отказов делается допущение, что физические неисправности элементов могут быть сведены к фиксации нулевых (генератор нуля) и единичных (генератор единицы) сигналов на выходных или промежуточных выходах устройства, т. е. рассматриваются только логические неисправности [26].

Учитывая специфику многотактных ТМС и данные о потоках устойчивых отказов и сбоев в цифровых автоматах, опубликованные в литературе [27, 28], на этапе проектирования комплекса «система телемеханики — устройство диагностики» при отсутствии статистики искажений в анализируемых сигналах целесообразно принять следующую модель потоков отказов и сбоев в указанном комплексе: имеют место пуассоновские потоки отказов и сбоев, на интервале анализа контроля работоспособности и поиска неисправностей наблюдается не более одного отказа или сбоя, в указанном интервале потоки отказов и сбоев несовместны.

При разработке и исследовании схемного контроля работоспособности СКР вводятся модели на уровне отдельных элементов функциональных узлов для каждой из учитываемых неисправностей. Затем находится формальное описание неисправного узла для каждой из моделей. Такой подход позволяет решать задачи и тестового контроля, т. е. отыскивать проверяющие и диагностические тесты и строить устройства диагностического контроля, однако для некоторых классов узлов и устройств вводятся обобщенные модели неисправного узла, учитывающие весь список принятых моделей отдельных элементов в составе данного узла или некоторое его подмножество.

Отметим, что в отличие от многих существующих методик подход, развиваемый в данной работе, позволяет практически во всех случаях автоматизировать процесс анализа последствий неисправностей, необходимый для набора статистики искажений анализируемых сигналов, позволяющей получить количественную оценку качества функционирования комплекса «система телемеханики — устройство диагностики» на этапе проектирования, а также при отыскании проверяющих и диагностических тестов и выборе метода СКР, максимально согласованного с контролируемой аппаратурой.

Глава вторая. ЭФФЕКТИВНОСТЬ ПРИМЕНЕНИЯ УСТРОЙСТВ ДИАГНОСТИЧЕСКОГО КОНТРОЛЯ МНОГОТАКТНЫХ ТЕЛЕМЕХАНИЧЕСКИХ СИСТЕМ

5. Общие соображения

Наиболее полный объем задач диагностического контроля ТМС, функционирующих как в режиме ожидания, так и в режиме обработки поступивших заявок, возможно решить с помощью комплексных устройств диагностического контроля.

Комплексное устройство диагностического контроля состоит из устройства схемного контроля работоспособности (УСКР) и устройства тестового диагностического контроля (УТДК), решающих совместно задачу контроля работоспособности (установление действительного состояния КС, т. е. факта неработоспособности либо работоспособности КС) и задачу поиска и локализации неисправности элементов КС на заданном уровне. Дадим краткую характеристику отдельным видам контроля в составе комплексного диагностического контроля.

Под схемным контролем работоспособности понимаем такой вид контроля цифровой аппаратуры в процессе функционирования с помощью введенного в ее структуру контрольного оборудования, при котором действительное состояние указанной цифровой аппаратуры устанавливаем, анализируя степень искажения рабочего сигнала (совокупности сигналов), характеризующего работоспособность контролируемой аппаратуры.

При схемном контроле обнаружение недопустимых искажений анализируемого сигнала основано как на введении различного рода избыточности в сигнал, так и на использовании различного рода закономерностей, присущих сигналу (контролируемому устройству). Указанный принцип обнаружения искажений (ошибок) анализируемых сигналов с целью установления факта неработоспособности либо работоспособности аппаратуры и отличает схемный контроль от так называемого «встроенного контроля» работоспособности радиоэлектронной аппаратуры в процессе ее функционирования, при котором контролируем различные физические параметры сигналов (амплитуда, частота и др.), характеризующих работоспособность указанной аппаратуры [23, 29].

Одно из достоинств схемного контроля заключается в том, что он позволяет обнаружить неработоспособность аппаратуры КС, вызванную как устойчивыми отказами элементов, так и сбоями (самоустраняющимися либо перемеживающимися отказами) элементов.

Необходимо отметить терминологическую неоднозначность, встречающуюся в литературе при определении данного вида контроля. Ряд авторов [29, 30 и др.] называют схемный контроль аппаратным оперативным контролем. Используемое нами название контроля применялось в работах [31, 32].

Для повышения надежности функционирования телемеханической аппаратуры и достоверности выдаваемых ею результатов наиболее полный объем задач, которые решаются схемным контролем работоспособности, рассматриваемым как самосто-

ятельно, так и в составе комплексного контроля, определим следующим образом:

а) установление факта работоспособности либо неработоспособности КС;

б) диагностика причины неработоспособности с точностью, определяемой возможностями схемного контроля.

Если по техническому заданию требуется большая глубина диагностики, то необходимо обратиться к программному тестовому контролю и с помощью диагностических тестов, используя в ряде случаев уже имеющуюся аппаратуру схемного контроля, выявить отказавший элемент на требуемом уровне.

Практически, исходя из конкретных технических ограничений на различные показатели проектируемой ТМС, возможных условий эксплуатации ТМС и отдельных устройств в ее составе, специфически выполняемых ими функций, меняется и назначение схемного контроля, т. е. решаемые им задачи.

В зависимости от назначения схемного контроля выбирается тот или иной способ контроля, удовлетворяющий заданным требованиям в части его эффективности и диагностики. Далее применительно к различным функциональным узлам и устройствам многотактных ТМС разрабатываются и исследуются как способы схемного контроля, решающие только задачу обнаружения неработоспособности, так и локализации ее причины.

Схемный контроль характеризуется такими показателями, как эффективность обнаружения факта работоспособности или неработоспособности КС из-за устойчивых отказов и сбоев элементов (возможна характеристика по худшему показателю) и время обнаружения действительного состояния КС.

Как отмечалось выше, схемный контроль функционирует только во время рабочих циклов КС. Если же КС функционирует в периодическом или спорадическом режимах, то в периоды ожидания КС схемный контроль либо простаивает, либо может функционировать только в составе комплексного контроля совместно с тестовым контролем.

При тестовом диагностическом контроле действительное состояние КС устанавливается с помощью сторонних испытательных (проверочных) наборов (тестов), а локализация неисправности осуществляется с помощью диагностических наборов (тестов) и последующего анализа реакции КС на проверочный либо диагностический тест, наблюдаемый в выходной либо промежуточной контрольной точке.

Тестовый диагностический контроль решает как задачу контроля работоспособности (исправности) КС, так и задачу поиска и локализации неисправности на требуемом уровне. Более подробно способы тестового диагностического контроля и устройства, реализующие указанные способы применительно к различным устройствам ТМС, рассматриваются в пятой главе.

Качество функционирования УТДК, характеризуется такими показателями, как эффективность обнаружения тестовым контролем факта неработоспособности либо работоспособности КС; диагностическая способность тестового контроля (глубина диагностики); время обнаружения и локализации неисправности.

Недостатком является невозможность контроля правильности функционирования КС в рабочем режиме и, как следствие,

невозможность обнаружения неработоспособности КС из-за сбоев элементов. Поэтому наиболее эффективного контроля работоспособности ТМС как в режиме ожидания, так и в рабочем режиме, можно добиться совмещением схемного и тестового контроля.

Качество функционирования комплексного контроля характеризуется совокупностью параметров, оценивающих каждый из указанных выше контролей в составе комплексного контроля.

Если же требуется сравнить несколько вариантов комплексного диагностического контроля между собой по какому-то единому обобщенному показателю, то таким показателем может быть эффективность применения диагностического контроля в составе комплекса «система—УДК». Для решения задачи количественной оценки указанного показателя УДК необходимо уметь количественно оценить качество функционирования УДК, т. е. отдельных видов контроля в его составе при решении ими упомянутых выше задач, а также уметь оценить надежность функционирования комплекса «КС—УДК». Решению этих задач и посвящены параграфы данной главы.

6. Количественные показатели качества функционирования устройств схемного и тестового диагностического контроля и способы их определения

В данном параграфе основное внимание уделено оценке качества функционирования устройств схемного и тестового контроля при решении ими задачи обнаружения факта неработоспособности либо работоспособности КС. Таким образом, в дальнейшем, говоря о качестве диагностического контроля, имеем в виду именно качество решения указанной задачи.

Необходимыми для успешной разработки устройств контроля работоспособности (УКР), в частности схемного либо тестового, на этапе проектирования цифровых информационных систем являются количественные показатели качества функционирования УКР.

В литературе для полной оценки устройств контроля используются обобщенный количественный показатель качества функционирования контроля [29, 33—35], система частных показателей [30, 36]. Указанные показатели позволяют сформулировать требование к контролю, количественно оценить качество разрабатываемого контроля и его соответствие предъявляемым требованиям, сравнить различные варианты контроля. Во многих работах предлагается оценивать качество функционирования УКР при установлении действительного состояния КС с помощью такого обобщенного показателя, как эффективность контроля.

Будем считать, что эффективность контроля характеризует способность контроля правильно установить действительное состояние КС [29, 30, 35, 37, 38]. Количественно оценим эффективность через условную вероятность того, что действительно

работоспособная аппаратура будет признана в результате контроля работоспособной, а неработоспособная будет забракована.

Данная количественная оценка эффективности должна учитывать основные факторы, влияющие на способность контроля правильно определить действительное состояние КС, т. е. являться обобщенным количественным показателем качества функционирования УКР. К указанным выше факторам относятся: качество вектора сигнала (совокупности сигналов), характеризующего работоспособность КС и анализируемого устройством контроля; достаточность проверочных наборов (случай тестового контроля), эффективность собственно метода контроля, т. е. способа обнаружения искажения (ошибок) анализируемого сигнала; аппаратурная надежность УКР. Первые три фактора должны учитываться эффективностью метода контроля.

Введем ряд уточняющих определений. Считаем элемент охваченным схемным контролем, если при его отказе искажается сигнал, анализируемый устройством контроля. Учитывая данное определение, получим, что полнота охвата схемным контролем обусловлена выбором анализируемого сигнала (совокупности сигналов) при конкретном методе контроля. Элемент считаем охваченным тестовым контролем работоспособности, если при любой его неисправности искажается анализируемый сигнал (логическая функция, наблюдаемая в выделенной контрольной точке) хотя бы на одном проверочном наборе. Учитывая это определение, считаем, что полнота охвата тестовым контролем обусловлена качеством выбора анализируемого сигнала (совокупности анализируемых сигналов, наблюдаемых в выделенных контрольных точках) и достаточностью проверочного теста относительно определенного анализируемого сигнала, наблюдаемого в соответствующей контрольной точке.

Эффективность собственного метода контроля характеризует способность контроля правильно определить действительное состояние той части аппаратуры КС, которая охвачена контролем, при условии идеальной аппаратурной надежности устройства контроля. Эффективность метода контроля характеризует способность контроля правильно определить действительное состояние КС при условии идеальной аппаратурной надежности УКР. Указанный показатель позволяет оценить собственно метод контроля с учетом полноты охвата контролем всей аппаратуры КС, т. е. с учетом качества выбора анализируемых сигналов. Количественно указанные показатели оцениваются условными вероятностями соответствующих благоприятных событий.

Назовем показатель, обратный эффективности контроля (метода, собственно метода), погрешностью контроля (метода, собственно метода). Погрешность контроля будем количественно оценивать через условную вероятность сложного события, заключающегося в том, что в результате контроля неправильно определено действительное состояние КС, т. е. показания контроля не соответствуют действительному состоянию КС.

Перейдем к количественной оценке эффективности схемного и тестового контроля работоспособности.

1. КОЛИЧЕСТВЕННАЯ ОЦЕНКА ЭФФЕКТИВНОСТИ СХЕМНОГО КОНТРОЛЯ РАБОТОСПОСОБНОСТИ

Построим для принятой в работе модели неисправностей (см. § 4) граф, характеризующий возможные состояния в комплексе «КС—УСКР» при определении неидеальным схемным контролем действительного состояния КС (рис. 17).

Обозначения, принятые на графе: G — показание УСКР «хорошо», т. е. контролируемая система работоспособна: $\overline{G}$ — показание УСКР «плохо», т. е. контролируемая система неработоспособна; $p(\overline{S_{КС} \vee S_{УКР}})$ — вероятность возникновения неисправности в комплексе «система — контроль»; $p(\overline{S}_{УКР})$ — вероятность аппаратурной неисправности УСКР; $p(\overline{S}_{КС})$ — вероятность неисправности КС; $p(\overline{S}_{ох})$ — вероятность неисправности части аппаратуры КС, охваченной контролем; $p(\overline{S}_{нх})$ — вероятность неисправности части аппаратуры КС, не охваченной контролем; $p(\overline{S}_{р})$ — вероятность неисправности в охваченной контролем аппаратуре КС, не нарушающей работоспособности КС; $p(\overline{S}_{нр})$ — вероятность неисправности в охваченной контролем аппаратуре КС, приводящей к неработоспособности КС.

Основными причинами ложных показаний схемного контроля являются:

1. Аппаратурная неисправность УСКР. Примем, что любая неисправность УСКР приводит к его отказу, сопровождаемому появлением показания «плохо» — «$\overline{G}$», т. е. ложной браковкой КС (наихудший случай). Последнее объясняется принятой моделью отказов и сбоев в комплексе, в соответствии с которой наличие неисправности в УСКР эквивалентно отсутствию неисправности КС и обратно. Таким образом,

$$p(G/\overline{S}_{УКР}) = 0; \quad p(\overline{G}/\overline{S}_{УКР}) = 1 - p(G/\overline{S}_{УКР}) = 1, \qquad (1)$$

где $p(\overline{G}/\overline{S}_{УКР})$ — условная вероятность результата контроля $\overline{G}$ при условии аппаратурной неисправности в УСКР.

2. Погрешность собственно метода контроля. В соответствии с данным определением и количественной оценкой эффективности (погрешности) собственно метода контроля различаем: а) погрешность ложной браковки работоспособной КС, количественно оцениваемую, в соответствии с обозначениями, приведенными на графе, условной вероятностью $p(\overline{G}/\overline{S}p)$; б) погрешность «принятия» неработоспособной КС (пропуск ошибки в анализируемом УКР сигнале), количественно оцениваемую условной вероятностью $p(G/\overline{S}_{нр})$.

3. Недостаточная полнота охвата контролем узлов контролируемой системы. При этом считаем, что любая неисправность, возникающая в части аппаратуры КС, не охваченной контролем, нарушает ее работоспособность (наихудший случай) и в соот-

ветствии с приведенным выше определением не обнаруживается контролем. Таким образом,

$$p(\overline{G}/\overline{S}_{\text{нх}}) = 0; \quad p(G/\overline{S}_{\text{нх}}) = 1 - p(\overline{G}/\overline{S}_{\text{нх}}) = 1. \quad (2)$$

Последние два фактора обусловливают погрешность метода контроля, проявляющуюся в виде «ложной браковки» КС и «принятия» неработоспособной КС.

В приведенном графе (нижние ветви) удалось учесть все перечисленные основные причины, приводящие к погрешности контроля.

С учетом сказанного выше очевидно, что

$$p(G/S_{\text{КС}} \vee S_{\text{УКР}}) = 1;$$

$$p(\overline{G}/S_{\text{КС}} \vee S_{\text{УКР}}) = 0. \quad (3)$$

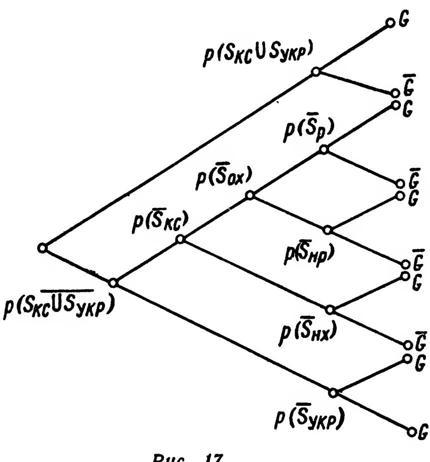


Рис. 17

Поэтому верхняя ветвь графа не представляет интереса для оценки эффективности контроля. Следовательно, из анализа нижних ветвей графа с учетом (1) и (2) получим общее выражение для количественной оценки эффективности схемного контроля работоспособности, учитывающее основные факторы, которые влияют на качество контроля [35]:

$$D_{\text{к}} = p\left(\overline{S}_{\text{КС}}/\overline{S_{\text{КС}} \vee S_{\text{УКР}}}\right) p(\overline{S}_{\text{ох}}/\overline{S}_{\text{КС}}) \left[p(\overline{S}_{\text{нр}}/\overline{S}_{\text{ох}})\, p(\overline{G}/\overline{S}_{\text{нр}}) + \right.$$

$$\left. + \, p(\overline{S}_{p}/\overline{S}_{\text{ох}})\, p(G/\overline{S}_{\text{р}})\right]. \quad (4)$$

Введем обозначения: $q = (\overline{S}_{\text{ох}}/\overline{S}_{\text{КС}})$ — полнота охвата схемным контролем с учетом ненадежности аппаратуры КС. Для принятой модели неисправностей в КС имеем:

$$q = \frac{p(\overline{S}_{\text{ох}})}{p(\overline{S}_{\text{КС}})}; \quad (5)$$

$$D_{\text{с. м}} = p(\overline{S}_{\text{нр}}/\overline{S}_{\text{ох}})\, p(\overline{G}/\overline{S}_{\text{нр}}) + p(\overline{S}_{\text{р}}/\overline{S}_{\text{ох}})\, p(G/\overline{S}_{\text{р}}), \quad (6)$$

где $D_{\text{с. м}}$ — эффективность собственно метода схемного контроля; $D_{\text{а}} = p\left(\overline{S}_{\text{КС}}/\overline{S_{\text{КС}} \vee S_{\text{УКР}}}\right)$ — условная вероятность неисправности в КС при условии, что в комплексе «КС—УСКР» возникла неисправность. Таким образом, данная величина характеризует относительную надежность аппаратуры УСКР по сравнению с аппаратурной надежностью КС и может быть принята за количественную оценку аппаратурной надежности УСКР.

Для принятой модели неисправностей в комплексе «КС—УСКР» имеем

$$D_a = p(\bar{S}_{КС})/[p(\bar{S}_{КС}) + p(\bar{S}_{УКР})]. \quad (7)$$

Аппаратурная погрешность контроля, характеризующая его относительную ненадежность, равна

$$П_a = p(\bar{S}_{УКР}/\overline{S_{КС} \vee S_{УКР}}) = p(\bar{S}_{УКР})/[p(\bar{S}_{КС}) + p(\bar{S}_{УКР})]. \quad (8)$$

В соответствии с принятыми обозначениями формула (4) перепишется: $D_к = D_a q D_{с.м}$. Обозначим: $D_м = qD_{с.м}$ — эффективность метода схемного контроля. Тогда

$$D_к = D_a D_м. \quad (9)$$

Как видно из (9) полученная количественная характеристика эффективности контроля учитывает все факторы из перечисленных выше, влияющие на показания контроля, и следовательно, является обобщенной количественной характеристикой качества функционирования УСКР.

В соответствии с приведенным выше определением и анализируя граф, приведенный на рис. 17, получим общее выражение для количественной оценки погрешности схемного контроля:

$$П_a = p(\bar{S}_{УКР}/\overline{S_{КС} \vee S_{УКР}})\, p(\bar{G}/S_{КС}, \bar{S}_{УКР}) + p(\bar{S}_{КС}/\overline{S_{КС} \vee S_{УКР}}) \times \times \{p(\bar{S}_{нх}/\bar{S}_{КС})\, p(G/\bar{S}_{нх}) + p(\bar{S}_{ох}/\bar{S}_{КС})\,[p(\bar{S}_{р}/\bar{S}_{ох})\, p(\bar{G}/\bar{S}_{р}) + p(\bar{S}_{нр}/\bar{S}_{ох})\, p(G/\bar{S}_{нр})]\}. \quad (10)$$

Несложно показать, что:

$$П_к = 1 - D_к; \quad П_{с.м} = 1 - D_{с.м}; \quad П_м = 1 - D_м. \quad (11)$$

Анализируя (4), найдем количественную оценку эффективности контроля и ее составляющих для ряда частных моделей схемного контроля:

а) $q = 1$, т. е. КС полностью охвачена контролем, тогда

$$D_{с.м} = D_м; \quad D_к = D_a D_м. \quad (12)$$

Практически целесообразно при $q \to 1$, т. е. $p(\bar{S}_{нх}/\bar{S}_{КС}) \to 0$, пользоваться соотношением (12);

б) $q = 1$; $p(\bar{S}_{нр}/\bar{S}_{ох}) = p(\bar{S}_{нр}/\bar{S}_{КС}) = 1$, т. е. КС полностью охвачена схемным контролем и любая неисправность приводит к неработоспособности КС. Тогда, исходя из (4), получим:

$$D_м = p(\bar{G}/\bar{S}_{КС}); \quad П_м = 1 - p(\bar{G}/\bar{S}_{КС}) = p(G/\bar{S}_{КС}); \quad (13)$$

$$D_к = D_a p(\bar{G}/\bar{S}_{КС}). \quad (14)$$

Можно показать, что $П_к = 1 - D_к$.

В данном случае эффективность метода контроля характеризует только обнаруживающие свойства контроля. Таким об-

разом, погрешность метода возникает за счет необнаружения отказа КС, т. е. пропуска ошибки в анализируемом сигнале. Количественная оценка метода контроля вида (13) и соответствующая оценка эффективности схемного контроля в целом (14) совпадает с оценкой эффективности метода и контроля, предложенной в [29].

Определим количественную характеристику полноты охвата контролем КС для принятой модели неисправностей в КС.

В соответствии с (5) имеем: $q = p(\bar{S}_{ox})/p(\bar{S}_{KC})$, где

$$p(\bar{S}_{ox}) = 1 - \exp\left(-\sum_{j}^{n_{ox}} \lambda\delta_j t\right); \quad \delta_j = \lambda_j/\lambda;$$

$$p(\bar{S}_{KC}) = 1 - \exp\left(-\sum_{j}^{n} \lambda\delta_j t\right),$$

λ — интенсивность отказа эквивалентной ячейки; λ_j — интенсивность отказа j-го элемента.

Рассмотрим частные случаи:

а) $\sum_{j}^{n} \lambda\delta_j t < 0{,}1; \quad \exp\left(-\sum_{j}^{n} \lambda\delta_j t\right) \approx 1 - \sum_{j}^{n} \lambda\delta_j t$, тогда

$$q = \sum_{j}^{n_{ox}} \delta_j / \sum_{j}^{n} \delta_j; \tag{15}$$

б) $\sum_{j}^{n} \lambda\delta_j t < 0{,}1$ и $\delta_j = 1$, т. е. система состоит из однотипных элементов. Тогда

$$q = n_{ox}/n, \tag{16}$$

где n_{ox} — общее множество элементов, охваченных контролем, n — общее множество элементов контролируемой системы.

Оценка, найденная в (16), совпадает с оценкой, предлагаемой в [36].

Оценим аппаратурную погрешность (ненадежность) устройства схемного контроля работоспособности, учитывая свойство потока неисправностей в комплексе «КС—УСКР».

Ранее из (8) получили, $П_a = p(\bar{S}_{УКР})/[p(\bar{S}_{УКР}) + p(\bar{S}_{KC})]$. Примем, что $p(\bar{S}_{УКР}) = 1 - \exp\left(-\sum_{j=1}^{n_{УКР}} \lambda\delta_j t\right)$;

$$p(\bar{S}_{KC}) = 1 - \exp\left(-\sum_{j}^{n_{KC}} \lambda\delta_j t\right).$$

Тогда если $\sum_{j=1}^{n} \lambda\delta_j t < 0{,}1$; то

$$П_a \approx \sum_{j=1}^{n_{УКР}} \delta_j \Big/ \left[\sum_{j=1}^{n_{УКР}} \delta_j + \sum_{j=1}^{n_{KC}} \delta_j\right]. \tag{17}$$

Если к тому же $\delta_j = 1$, то

$$П_a \approx n_{УКР}/(n_{КС} + n_{УКР}). \qquad (18)$$

Здесь $n_{УКР}$ — число однотипных элементов (ЯП) УКР; $n_{КС}$ — число однотипных элементов (ЯП) КС. Заметим, что если в комплексе «КС—УСКР» имеют место только конструктивные отказы (устойчивые неисправности), то используется оценка (17). Если в комплексе «КС—УСКР» имеют место только сбои, то при отсутствии специальной статистики на этапе проектирования учитываем только сбои ячеек памяти как наиболее опасные по последствиям и воспользуемся оценкой (18).

Если в КС имеют место и конструктивные отказы и сбои, то целесообразно воспользоваться наихудшим показателем. Как правило, $П_a$, определяемая из (17), больше $П_a$, определяемой из (18).

2. ПРАКТИЧЕСКИЕ СПОСОБЫ ОПРЕДЕЛЕНИЯ ЭФФЕКТИВНОСТИ СОБСТВЕННО МЕТОДОВ СХЕМНОГО КОНТРОЛЯ РАБОТОСПОСОБНОСТИ ЦИФРОВЫХ ТЕЛЕМЕХАНИЧЕСКИХ УСТРОЙСТВ

Ранее было получено общее выражение для количественной оценки эффективности собственно метода схемного контроля (6), позволяющее оценить как обнаруживающие свойства контроля, так и его способность принять работоспособную аппаратуру в процессе ее функционирования.

Целью данного пункта является переход от общей формулы (6) к расчетным формулам, учитывающим особенности построения и функционирования объектов контроля, специфику оцениваемого метода контроля, а также разработка способа наиболее целесообразного вычисления указанной эффективности. В большинстве случаев наибольший интерес представляет количественная оценка обнаруживающих свойств схемного контроля [29 — 31, 38]. Поэтому в данном пункте, в основном, разрабатываются расчетные формулы, позволяющие количественно оценить обнаруживающую способность контроля. При этом предполагаем, что погрешность собственно метода схемного контроля обусловлена только пропуском ошибки в анализируемом сигнале, т. е. пропуском факта неработоспособности КС в процессе ее функционирования.

При выводе расчетных формул примем:

$$q \to 1; \quad p(\overline{G}/\overline{S}_р) \to 0;$$

$$p(\overline{S}_{нр}/\overline{S}_{кс}) \neq 1. \ \text{Тогда} \ D_{с.\,м} = D_м = p(\overline{G}/\overline{S}_{нр});$$

$$П_{с.\,м} = П_м = 1 - D_{с.\,м} = p(G/\overline{S}_{нр}).$$

Для принятого ограничения ($q \to 1$) эффективность собственно метода и эффективность метода схемного контроля оцениваются одинаково. Поэтому применение указанных терминов в данном случае равнозначно, что и используется в дальнейшем.

В силу влияния специфики КС на характер расчетных формул целесообразно рассмотреть раздельно практическую оценку

эффективности методов контроля кодирующих и декодирующих устройств многотактных систем телемеханики.

Рассмотрение начнем с вывода расчетных формул для вычисления эффективности метода контроля применительно к объекту контроля, перерабатывающему цифровую телемеханическую информацию, спецификой которого является наличие на входе сигнала, искаженного помехой, т. е. применительно к ДКУ.

В соответствии с результатами § 3 выходным сигналом ДКУ будем считать сигнал на выходе декомбинатора (ДК). В ряде случаев при анализе работоспособности ДКУ для целей контроля удобно рассматривать выходной сигнал ДКУ как кодовый вектор длины M, каждая компонента которого определяется состоянием соответствующей выходной шины ДК. При работоспособности ДКУ, согласно его назначению, с каждым входным сигналом с учетом его состояния (степени искажения) сопоставляется однозначно выходной сигнал. Любая неисправность ДКУ, нарушающая его работоспособность, вызывает искажение выходного сигнала ДКУ. Считаем, что любое искажение выходного сигнала ДКУ при заданном входном сигнале с учетом его состояния является признаком неработоспособности ДКУ. Необнаружение отказа ДКУ при любом методе контроля эквивалентно необнаружению искажения анализируемого сигнала (совокупности сигналов), в частности выходного сигнала, характеризующего работоспособность ДКУ. Количественной оценкой обнаруживающих свойств контроля является условная вероятность появления множества обнаруживаемых ошибок при условии неработоспособности объекта контроля.

При выводе количественной оценки эффективности того или иного метода контроля удобней пользоваться терминологией наиболее свойственной анализируемому методу. Так, при методе контроля, использующем собственные обнаруживающие свойства анализируемого сигнала, рассматриваемого как кодовый вектор, и при методе контроля, использующем специальные коды, погрешность методов определяется условной вероятностью трансформации кодовой комбинации контрольного кода.

При методах контроля, использующих закономерности нормального функционирования или характерные искажения сигнала, пропуск факта неработоспособности связывается с ненарушением контролируемой закономерности либо с непоявлением характерного искажения при отказе контролируемой системы (КС).

Для удобства изложения (без потери общности) расчетные формулы выводим, используя терминологию, применительно к таким разновидностям метода контроля в целом, как метод, использующий собственные обнаруживающие свойства анализируемого, в частности выходного сигнала, и метод, использующий специальные коды.

Разобьем множество элементов в составе ДКУ на непересекающиеся подмножества элементов (S^{γ}), например подмножества, совпадающие с соответствующими функциональными узлами.

Допустим, что в ДКУ имеют место только устойчивые отказы элементов.

Тогда, учитывая принятую ранее модель неисправностей, построим граф, характеризующий возможные неработоспособные состояния ДКУ и их обнаружение с помощью анализируемого метода контроля (см. рис. 18). Поясним принятые на графе обозначения: $p\left(\bar{S}^{\gamma}_{ji\vartheta r}\right)$ — вероятность отказа типа $ji\vartheta\gamma$, т. е. вероятность отказа типа ϑ, j-го элемента, γ-го узла в i-м такте, нарушающего работоспособность ДКУ при входном сигнале, искаженном в r символах. Вероятность отказа

$$p\left(\bar{S}^{\gamma}_{ji\vartheta r}\right) = \lambda^{\gamma}_{j} t_{\text{т}} \delta^{\gamma}_{j\vartheta} p(r) \frac{m^{\gamma}_{ji\vartheta r}}{M\binom{n}{r}}. \qquad (19)$$

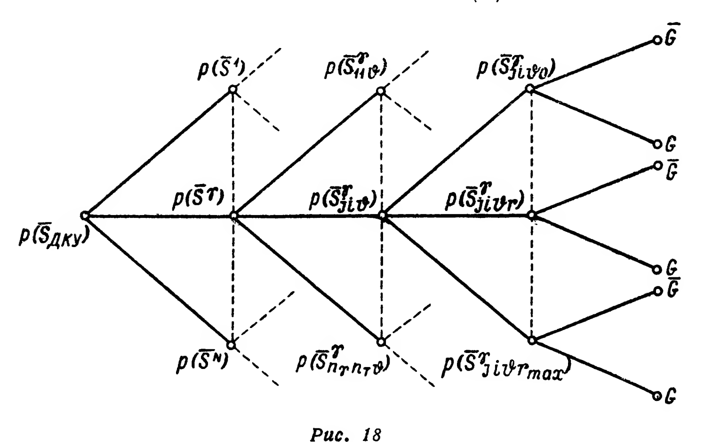


Рис. 18

Здесь λ^{γ}_{j} — интенсивность отказов j-го элемента γ-го узла; $\lambda^{\gamma}_{j} = \lambda\delta^{\gamma}_{j}$, где λ — интенсивность отказов эквивалентной ячейки, принятой за нормирующую единицу для всего ДКУ; $\delta^{\gamma}_{j\vartheta} = \lambda^{\gamma}_{j\vartheta}/\lambda^{\gamma}_{j}$ — коэффициент, учитывающий соотношение видов отказов («пробой», «обрыв» и т. д.) j-го элемента γ-го узла; $t_{\text{т}}$ — длительность одного такта[1]; $p(r)$ — вероятность искажения входного сигнала в r символах (ошибка кратности r). Для определенности примем, что все конфигурации ошибок кратности r во входном сигнале равновероятны; $m^{\gamma}_{ji\vartheta r}$ — подмножество комбинаций из $M\binom{n}{r}$, искаженных в r символах, при обработке которых отказ типа $ji\vartheta\gamma$ нарушает работоспособность ДКУ; $M\binom{n}{r}$ — пол-

[1] Здесь и в дальнейшем для удобства рассмотрения и вычисления время обработки любой кодовой комбинации разбиваем на такты и определяем последствия отказов элементов, произошедших в определенные такты

ная совокупность входных сигналов, искаженных в r символах; $m^{\gamma}_{ij\vartheta r}/M\binom{n}{r}$ — условная вероятность неработоспособности ДКУ из-за отказа соответствующего элемента при условии, что отказ имеет место. Вероятность отказа типа $ji\vartheta\gamma$, нарушающего работоспособность ДКУ,

$$p\left(\bar{S}^{\gamma}_{ji\vartheta}\right) = \lambda\delta^{\gamma}_{j}\delta^{\gamma}_{i\vartheta}t_{\text{т}}\sum_{r=0}^{r_{\max}} p(r)\frac{m^{\gamma}_{ij\vartheta r}}{M\binom{n}{r}} = \lambda\delta^{\gamma}_{j}\delta^{\gamma}_{j\vartheta}t_{\text{т}}\sum_{r=0}^{r_{\max}}\beta^{\gamma}_{ji\vartheta r}, \quad (20)$$

где

$$\beta^{\gamma}_{ij\vartheta r} = p(r)\frac{m^{\gamma}_{ji\vartheta r}}{M\binom{n}{r}};$$

$r_{\max}$ — максимальное число ошибок, допустимое в сигнале при его надежной передаче по каналу связи. Вероятность неработоспособности γ-го узла, нарушающая работоспособность ДКУ,

$$p\left(\bar{S}^{\gamma}\right) = \sum_{\vartheta}\sum_{i}^{n_{\text{т}}}\sum_{j}^{n_{\gamma}} p\left(\bar{S}^{\gamma}_{ji\vartheta}\right) = \sum_{\vartheta,\, i,\, j,\, r}\lambda\delta^{\gamma}_{j}\delta^{\gamma}_{j\vartheta}t_{\text{т}}\beta^{\gamma}_{ji\vartheta r}, \quad (21)$$

где $n_{\text{т}}$ — число тактов, в течение которых обрабатывается код, n_{γ} — число элементов γ-го узла. Вероятность неработоспособности ДКУ

$$p\left(\bar{S}_{\text{ДКУ}}\right) = \sum_{\gamma}^{N} p\left(\bar{S}^{\gamma}\right) = \sum_{\gamma,\, \vartheta,\, i,\, j,\, r}\lambda\delta^{\gamma}_{j}\delta^{\gamma}_{j\vartheta}t_{\text{т}}\beta^{\gamma}_{ji\vartheta r}, \quad (22)$$

где N — общее число узлов в составе ДКУ.

Определим условную вероятность необнаружения отказа γ-го узла при условии, что отказ имеет место:

$$\Pi^{\gamma}_{\text{м}} = p\left(G/\bar{S}^{\gamma}\right) = \sum_{\vartheta,\, i,\, j} p\left(\bar{S}^{\gamma}_{ji\vartheta}/\bar{S}^{\gamma}\right) p\left(G/\bar{S}^{\gamma}_{ji\vartheta}\right), \quad (23)$$

где $p\left(\bar{S}^{\gamma}_{ji\vartheta}/\bar{S}^{\gamma}\right)$ — условная вероятность неисправности типа $ji\vartheta\gamma$ при условии, что имеет место отказ γ-го узла:

$$p\left(\bar{S}^{\gamma}_{ji\vartheta}/\bar{S}^{\gamma}\right) = \frac{\delta^{\gamma}_{j}\delta^{\gamma}_{j\vartheta}\sum_{r}^{r_{\max}}\beta^{\gamma}_{ji\vartheta r}}{\sum_{\vartheta,\, i,\, j,\, r}\delta^{\gamma}_{j}\delta^{\gamma}_{j\vartheta}\beta^{\gamma}_{ji\vartheta r}}; \quad (24)$$

$p\left(G/\bar{S}^{\gamma}_{ji\vartheta}\right)$ — условная вероятность необнаружения отказа типа $ji\vartheta\gamma$;

$$\left.\begin{aligned} p\left(G/\bar{S}^{\gamma}_{ji\vartheta}\right) &= \sum_{r}^{r_{\max}} \beta^{\gamma_{\text{тр}}}_{ji\vartheta r} \Bigg/ \sum_{r}^{r_{\max}} \beta^{\gamma}_{ji\vartheta r}, \\ \beta^{\gamma_{\text{тр}}}_{ji\vartheta r} &= p(r)\,\frac{m^{\gamma_{\text{тр}}}_{ji\vartheta r}}{M\binom{n}{r}}. \end{aligned}\right\} \tag{25}$$

Здесь $m^{\gamma\text{тр}}_{ji\vartheta r}$ — подмножество кодовых комбинаций из $M\binom{n}{r}$, искаженных в r символах, при обработке которых отказ типа $ji\vartheta r$, нарушающий работоспособность ДКУ, не обнаруживается.

Так как мы рассматриваем конкретные методы, то необнаружение эквивалентно трансформации анализируемого сигнала, в частности выходного сигнала ДКУ, отождествляемого с кодовым вектором веса $w = 1$. Тогда, подставив в (23) соответствующие выражения, определенные в (24) и (25), получим

$$\Pi^{\gamma}_{\text{м}} = p\left(G/\bar{S}^{\gamma}\right) = \sum_{\vartheta, i, j, r} \delta^{\gamma}_{j}\delta^{\gamma}_{j\vartheta}\beta^{\gamma_{\text{тр}}}_{ji\vartheta r} \Bigg/ \sum_{\vartheta, i, j, r} \delta^{\gamma}_{j}\delta^{\gamma}_{j\vartheta}\beta^{\gamma}_{ji\vartheta r}. \tag{26}$$

Определим погрешность метода контроля ДКУ в целом. Из графа рис. 18 имеем

$$\Pi_{\text{м}} = p\left(G/\bar{S}_{\text{ДКУ}}\right) = \sum_{\gamma}^{N} p\left(\bar{S}^{\gamma}/\bar{S}_{\text{ДКУ}}\right) p\left(G/\bar{S}^{\gamma}\right), \tag{27}$$

где $p\left(\bar{S}^{\gamma}/\bar{S}_{\text{ДКУ}}\right)$ — условная вероятность неработоспособности γ-го узла при условии неработоспособности ДКУ.

Указанная вероятность является численной характеристикой доли γ-го узла в нарушениях работоспособности ДКУ среди других узлов. Для принятой модели отказов имеем

$$p\left(\bar{S}^{\gamma}/\bar{S}_{\text{ДКУ}}\right) = p\left(\bar{S}^{\gamma}\right)/p\left(\bar{S}_{\text{ДКУ}}\right). \tag{28}$$

С учетом (21), (22) из (28) получим

$$p\left(\bar{S}^{\gamma}/\bar{S}_{\text{ДКУ}}\right) = \sum_{\vartheta, i, j, r} \delta^{\gamma}_{j}\delta^{\gamma}_{j\vartheta}\beta^{\gamma}_{ji\vartheta r} \Bigg/ \sum_{\gamma, \vartheta, i, j, r} \delta^{\gamma}_{j}\delta^{\gamma}_{j\vartheta}\beta^{\gamma}_{ji\vartheta r}. \tag{29}$$

Отсюда, подставив в (27) выражения (26) и (29), получим окончательную оценку погрешности анализируемого метода контроля:

$$\Pi_{\text{м}} = p\left(G/\bar{S}_{\text{ДКУ}}\right) = \sum_{\gamma, \vartheta, i, j, r} \delta^{\gamma}_{j}\delta^{\gamma}_{j\vartheta}\beta^{\gamma_{\text{тр}}}_{ji\vartheta r} \Bigg/ \sum_{\gamma, \vartheta, i, j, r} \delta^{\gamma}_{j}\delta^{\gamma}_{j\vartheta}\beta^{\gamma}_{ji\vartheta r}. \tag{30}$$

Тогда $D_{\text{м}} = p\left(\bar{G}/\bar{S}_{\text{ДКУ}}\right) = 1 - \Pi_{\text{м}}$.

Для количественной оценки качества контроля по приведенным формулам требуются довольно сложные и утомительные переборы. Эта работа может быть автоматизирована с помощью приемов формального анализа последствий неисправностей элементов, узлов и устройств ТМС, описанных в гл. 3.

Методика вычислений различных количественных характеристик контроля по полученным формулам вытекает из характера самих расчетных формул [см. (27) и (30)].

Вычисление в одну ступень, т. е. по формуле (30), в ряде случаев неудобно, например при количественной оценке эффективности методов контроля сложных устройств. В этом случае практически более целесообразно вычисление в три ступени, т. е. придерживаясь формулы (29).

1. Вычисляем для каждого узла объекта контроля составляющую погрешности исследуемого метода контроля за счет данного узла, т. е. $П_{м}^{\gamma} = p\left(G/\overline{S}^{\gamma}\right)$ по формуле (26) с учетом специфики конкретного метода контроля.

2. Вычисляем условную вероятность неработоспособности γ-го узла при условии неработоспособности ДКУ, т. е. вес γ-го узла в нарушениях работоспособности ДКУ — $p\left(\overline{S}^{\gamma}/\overline{S}_{ДКУ}\right)$ по формуле (28).

3. Определяем общую погрешность метода по формуле (27). Такая методика вычислений имеет ряд преимуществ. Во-первых, при заданном ограничении на $П_{м}$ ($D_{м}$) и благодаря вычислению $p\left(\overline{S}^{\gamma}/\overline{S}_{ДКУ}\right)$; $П_{м}^{\gamma}$, устанавливаем, какие узлы можно не контролировать и отказ каких узлов имеет наиболее серьезные последствия для исследуемого метода контроля; во-вторых, вычисление последствий отказов ряда узлов телемеханических устройств можно формализовать, избавившись от перебора.

В зависимости от специфики объекта контроля изменяется количество факторов, влияющих на характер искажения анализируемого сигнала, которые должны быть учтены расчетной формулой. При этом вид полученных выше расчетных формул упрощается. Рассмотрим некоторые частные случаи:

1) $p(r) \to 0$ для $\forall r > 0$, т. е. можно считать, что на входе объекта контроля всегда неискаженный сигнал. Таким объектом является, в частности, кодирующее устройство ТМС. Следовательно, если в полученные выше формулы ввести указанное ограничение, то получим расчетные формулы, оценивающие различные показатели контроля, применительно к КУ. При этом необходимо учесть терминологическую специфику объекта контроля. Итак, для КУ имеем

$$П_{м}^{\gamma} = p\left(G/\overline{S}^{\gamma}\right) = \sum_{\vartheta,\, i,\, j} \delta_{j}^{\gamma}\delta_{j\vartheta}^{\gamma} m_{ji\vartheta}^{\gamma\,тр} \Bigg| \sum_{\vartheta,\, i,\, j} \delta_{j}^{\gamma}\delta_{j\vartheta}^{\gamma} m_{ji\vartheta}^{\gamma}; \qquad (31)$$

$$p\left(\overline{S}^{\gamma}/\overline{S}_{КУ}\right) = \sum_{\vartheta,\, i,\, j} \delta_{j}^{\gamma}\delta_{j\vartheta}^{\gamma} m_{ji\vartheta}^{\gamma} \Bigg| \sum_{\gamma,\, \vartheta,\, i,\, j} \delta_{j}^{\gamma}\delta_{j\vartheta}^{\gamma} m_{ji\vartheta}^{\gamma}. \qquad (32)$$

Подставив (31) и (32) в (29), получим количественную оценку погрешности анализируемого метода контроля КУ, т. е. $П_{м} = p\left(G/\overline{S}_{КУ}\right)$.

2) $\beta = p(r)$ для $\forall i, j, \vartheta$, т. е. отказ любого элемента ДКУ при любом входном сигнале (независимо от вида входного сигнала) нарушает работоспособность ДКУ:

$$П_м^\gamma = p(G/\overline{S}^\gamma) \approx \sum_{\vartheta, i, j} \delta_j^\gamma \delta_{j\vartheta}^\gamma \sum_{r}^{r_{max}} \beta_{ji\vartheta r}^{\gamma тр} \Big| \sum_{\vartheta, i, j} \delta_j^\gamma \delta_{j\vartheta}^\gamma; \tag{33}$$

$$p(\overline{S}^\gamma / \overline{S}_{ДКУ} \approx \sum_{\vartheta, i, j} \delta_j^\gamma \delta_{j\vartheta}^\gamma \Big/ \sum_{\gamma, \vartheta, i, j} \delta_j^\gamma \delta_{j\vartheta}^\gamma. \tag{34}$$

Можно получить и более простые формулы при ограничениях на δ_j^γ и $\delta_{j\vartheta}^\gamma$.

Рассмотрим теперь случай, когда в ДКУ имеют место только сбои элементов. Для получения расчетных формул, определяющих эффективность указанной выше группы методов схемного контроля работоспособности ДКУ в целом, полностью используется граф, приведенный на рис. 18. Поэтому общий вид всех расчетных формул, выведенных ранее, для данного случая не изменяется.

Произведем коррекцию приведенных выше формул, учитывая специфику сбоев элементов по сравнению с устойчивыми отказами. Различать соотношение различных видов сбоев $\left(\delta_{j\vartheta}^\gamma\right)$ в общем случае нецелесообразно. Действительно, в отличие от отказов для сбоев данный параметр зависит не от собственных свойств элементов аппаратуры, а от вида обрабатываемого сигнала, например от соотношения «1» и «0» в обрабатываемом сигнале. Поэтому, фиксируя факт сбоя j-го элемента γ-го узла в i-м такте при обработке любой кодовой комбинации в силу детерминированности исследуемых автоматов, мы однозначно определяем его вид. Тогда расчетные формулы для определения погрешности (эффективности) метода контроля и ее составляющих при обнаружении сбоев элементов в составе ДКУ имеют вид:

$$П_м^\gamma = p(G/\overline{S}^\gamma) = \sum_{i, j, r} \beta_{jir}^{\gamma тр} \Big| \sum_{i, j, r} \beta_{jir}^\gamma; \tag{35}$$

$$p\left(\overline{S}^\gamma / \overline{S}_{ДКУ}\right) = \sum_{i, j, r} \beta_{jir}^\gamma \Big| \sum_{\gamma, i, j, r} \beta_{jir}^\gamma; \tag{36}$$

$$П_м = \sum_{\gamma} p\left(\overline{S}^\gamma / \overline{S}_{ДКУ}\right) p(G/\overline{S}^\gamma) = \sum_{\gamma, i, j, r} \beta_{jir}^{\gamma тр} \Big| \sum_{\gamma, i, j, r} \beta_{jir}^\gamma. \tag{37}$$

От полученных формул с учетом ограничений $p(r) = 0$ для $\forall r > 0$ несложно перейти к расчетным формулам, оценивающим эффективность методов контроля при обнаружении сбоев элементов в составе КУ.

Итак, получены расчетные формулы, позволяющие количественно оценить эффективность собственно методов схемного контроля работоспособности ДКУ и КУ многотактных ТМС при

отсутствии статистики искажений анализируемых сигналов, характеризующих работоспособность указанных устройств.

Полученные расчетные формулы могут быть использованы для оценки эффективности всех методов схемного контроля работоспособности, рассмотренных в § 5.

При этом необходимо отметить, что введенные нами для удобства вывода обозначения должны согласовываться с оцениваемым методом контроля. Принципы же подхода и вывода указанных расчетных формул, основные факторы, учитываемые ими, и общий вид формул сохраняются для любого метода контроля произвольного объекта переработки дискретной телемеханической информации. От полученных расчетных формул, учитывающих специфику функционирования КУ и ДКУ, несложно перейти к расчетным формулам, позволяющим оценить эффективность метода схемного контроля применительно к отдельным узлам в составе КУ и ДКУ. Полученные при этом расчетные формулы, как правило, будут проще исходных за счет отбрасывания некоторых факторов, учитываемых в исходных формулах.

Определим количественную характеристику эффективности (погрешности) метода составного контроля при обнаружении неработоспособности объекта контроля.

Исследование с целью его упрощения проведем по наихудшему случаю контроля, т. е. определим верхнюю оценку погрешности метода. Положим, что множество элементов КС разбито на непересекающиеся подмножества, каждое из которых обслуживается своим УКР. При этом каждое УКР определяет состояние только своего подмножества и не охватывает контролем ни одного другого. Примем, что полнота охвата контролем каждого автономно контролируемого подмножества равна единице, т. е. $q_1 = q_2 = \ldots q_\gamma = q_N = 1$. Тогда согласно (11) и (12) имеем, что $П_{\text{м}} = П_{\text{см}}$. Для указанной модели контроля погрешность метода целесообразно оценивать по формуле

$$П_{\text{м}} = \sum_{\gamma=1}^{N} p\left(\overline{S}^{\gamma}/\overline{S}_{\text{КС}}\right) П_{\gamma}^{G}, \tag{38}$$

где $П_{\gamma}^{G}$ — погрешность γ-го автономного контроля, которая может быть определена по одной из приведенных выше формул. Определим эффективность составного контроля $D_{\text{к}} = D_{\text{а}} D_{\text{м}}$:

$$D_a = p\left(\overline{S}_{\text{КС}}/\overline{\overline{S}_{\text{КС}} \vee S_{\text{УКР}}}\right) = \frac{p\left(\overline{S}_{\text{КС}}\right)}{p\left(\overline{S}_{\text{КС}}\right) + p\left(\overline{S}_{\text{УКР}}\right)};$$

$$p\left(\overline{S}_{\text{УКР}}\right) = \sum_{\gamma=1}^{N} p\left(\overline{S}_{\text{УКР}}^{\gamma}\right);$$

$$D_{\text{к}} = \frac{p\left(\overline{S}_{\text{КС}}\right)}{p\left(\overline{S}_{\text{КС}}\right) + \sum_{\gamma=1}^{N} p\left(\overline{S}_{\text{УКР}}^{\gamma}\right)} D_{\text{м}}. \tag{39}$$

3. КОЛИЧЕСТВЕННАЯ ОЦЕНКА КАЧЕСТВА ФУНКЦИОНИРОВАНИЯ УСТРОЙСТВ ТЕСТОВОГО ДИАГНОСТИЧЕСКОГО КОНТРОЛЯ

В соответствии с данными выше определениями ряда параметров устройств контроля работоспособности, таких как полнота охвата элементов КС тестовым контролем (q), эффективность (погрешность) метода контроля $\{D_{см}\ (П_{см})\}$, учитывая специфику тестового контроля, можно заключить, что методическая погрешность тестового контроля обусловлена только недостаточной полнотой охвата контролем. Другими словами, методическая погрешность тестового контроля обусловлена некачественным выбором анализируемого сигнала (совокупности анализируемых сигналов, наблюдаемых в выделенных контрольных точках) либо недостаточностью проверочного теста, реакция на который наблюдается в выбранной контрольной точке.

Для тестового контроля погрешность собственно метода контроля, принимая во внимание данное выше определение, равна нулю. Тогда количественная оценка эффективности метода тестового контроля при решении задачи обнаружения факта неисправности КС определяется условной вероятностью обнаружения неисправности КС при ее наличии, т. е.

$$D_м = p\left(\overline{G}/\overline{S}_{КС}\right) = q = p\left(\overline{S}_{ох}\right)/p\left(\overline{S}_{КС}\right). \quad (40)$$

Методическая погрешность тестового контроля количественно оценивается следующим образом:

$$П_м = p\left(G/\overline{S}_{КС}\right) = 1 - D_м = 1 - q = p\left(\overline{S}_{нх}\right)/p\left(\overline{S}_{КС}\right). \quad (41)$$

Указанная погрешность определяет погрешность «пропуска неисправности» тестовым контролем.

Расчетные формулы для определения полноты охвата тестовым контролем (эффективности метода контроля) аналогичны приведенным выше формулам (15) и (16) с учетом данного нами определения полноты охвата аппаратуры КС тестовым контролем.

Аппаратурная погрешность УТДК для принятой модели неисправности в комплексе «КС—УТДК» может быть оценена по формулам, аналогичным полученным выше для УСКР: (8), (17), (18).

Так же, как и для УСКР, примем, что любая аппаратурная неисправность УТДК приводит к ложной браковке КС. Таким образом погрешность ложной браковки тестового диагностического контроля обусловлена только аппаратурной неисправностью УТДК.

Итак, эффективность тестового диагностического контроля при решении задачи обнаружения факта неисправности КС оценивается по формуле

$$D_{т.\,к} = D_м D_a = q D_a, \quad (42)$$

где D_a — количественная оценка аппаратурной надежности УТДК.

Другой характеристикой тестового контроля при решении упомянутой задачи является время, необходимое для установле-

ния действительного состояния КС — $t_{обн}$. Указанная характеристика при заданном требовании к полноте охвата тестовым контролем является косвенной характеристикой оптимальности проверочного теста (критерием оптимальности является минимальная длина проверочного теста).

Диагностические свойства тестового контроля удобно оценивать с помощью количественной характеристики, предложенной в [36]:

$$\Delta_\gamma = \sigma_\gamma / n_\gamma^{ох}, \tag{43}$$

где Δ_γ — точность локализации места возможной неисправности; σ_γ — указываемое УТДК минимальное количество элементов в γ-м узле КС, среди которых находится неисправный элемент; $n_\gamma^{ох}$ — количество элементов в γ-м узле, охваченных контролем.

Тестовый диагностический контроль при решении задачи поиска и локализации места неисправности может характеризоваться временем, необходимым для решения этой задачи, $t_п$.

Указанный параметр УТДК при заданном требовании к точности диагностики (глубине диагностики) косвенно характеризует оптимальность диагностического теста.

7. Количественная оценка надежности функционирования комплекса «ТМС-УДК»

Для оценки эффективности применения комплексного УДК, включающего в себя, как было отмечено выше, УСКР и УТДК, прежде всего необходимо выбрать количественный критерий надежности функционирования комплекса «контролируемая система—УДК», т. е. «КС—УДК».

Допустим указанный критерий определен. Обозначим его условно через K. Тогда эффективность применения УДК может количественно оцениваться следующим образом:

$$Э_{УДК} = \frac{K - K_{б.\,к}}{K_{б.\,к}}, \tag{44}$$

где $K_{б.\,к}$ — количественная оценка (критерий) надежности функционирования КС без контроля.

Следовательно, $Э_{УДК}$ количественно характеризует выигрыш в надежности функционирования комплекса «КС—УКР» при данном виде контроля по сравнению с надежностью КС без контроля. Аналогично можно оценить сравнительную эффективность применения двух вариантов комплексного диагностического контроля одной и той же КС. Ввиду того, что выбранный критерий надежности учитывает основные параметры надежности функционирования КС и УДК, то возможно с его помощью решить две задачи:

1. При заданной надежности функционирования КС определить требуемые параметры (количественные характеристики качества функционирования) УДК.

2. Выбрать наиболее рациональное устройство комплексного диагностического контроля, обеспечивающее максимальное значение критерия надежности контролируемой системы. При решении этой задачи предполагается, что какие-то УДК спроектированы и их параметры известны. Следовательно, вычисляя последовательно количественное значение надежности комплекса «КС—УДК» при разных УДК и сравнивая эти значения между собой, можно выбрать наилучший вариант УДК.

Итак, для решения обеих задач необходимо выбрать критерий надежности комплекса «КС—УДК» и уметь его вычислять, что и является целью данного параграфа.

Для характеристики надежности функционирования невосстанавливаемых систем с контролем может быть использована вероятность безотказной работы системы $P(t)$ либо функция готовности $K_\text{г}(t)$.

Для характеристики надежности восстанавливаемых систем с контролем, для которых среднее время ожидания включения в работу ($T_\text{ож}$) много больше среднего времени работы ($T_\text{ср}$), может быть использован коэффициент готовности $K_\text{г}$. К данному классу систем относятся спорадические системы ТУ, ТС, ТИ по вызову, системы передачи данных и другие информационные и управляющие системы.

Для восстанавливаемых систем с контролем, у которых время работы соизмеримо с временем ожидания, надежность функционирования может количественно характеризоваться такой функцией времени: $P_\text{н.ф} = K_\text{г}P(t)$. Сюда могут относиться системы непрерывной телесигнализации, телеизмерения, ЦСПТИ и ЦВМ, работающие в режиме разделенного времени и решающие достаточно длинные задачи, и т. д.

В зависимости от специфики КС и следовательно, специфики решаемой ею задачи для оценки надежности функционирования могут использоваться и другие критерии, оттеняющие наиболее важные, с точки зрения заказчика и проектировщика, стороны системы. Например, такие критерии, как среднее время безотказной работы, среднее время восстановления [39], достоверность выдаваемых КС результатов [30] и т. д. Кроме указанных технических критериев, могут использоваться и экономические критерии эффективности функционирования КС [40].

Для характеристики надежности восстанавливаемой системы, наблюдаемой длительное время после включения, т. е. в стационарном режиме ее работы, наиболее удобно в качестве критерия надежности использовать коэффициент готовности [41, 42].

Наибольшая трудность при расчете надежности функционирования комплекса «КС—УДК» заключается в том, чтобы учесть основные факторы, влияющие на надежность комплекса. В частности, необходимо связать количественные характеристики качества функционирования устройства контроля и количественные характеристики надежности КС.

Естественно, что учесть полностью все возможные состояния в процессе функционирования и эксплуатации комплекса «КС—УДК» нельзя из-за громоздкости окончательных выражений и непригодности их для расчета. Поэтому целесообразно искусственно упростить реальные ситуации, переходя к определенным

моделям объекта контроля (контролируемой системы) и самого контроля. Это позволяет построить сравнительно простую математическую модель функционирования и обслуживания комплекса «КС—УДК», основанную на марковском процессе, непрерывном во времени и дискретном в пространстве состояний. Такая модель авторами построена и решена, однако из-за ограниченного объема книги привести ее здесь не представляется возможным.

Глава третья. ФОРМАЛЬНЫЕ СПОСОБЫ ОПИСАНИЯ ФУНКЦИОНИРОВАНИЯ УЗЛОВ И УСТРОЙСТВ МНОГОТАКТНЫХ ТЕЛЕМЕХАНИЧЕСКИХ СИСТЕМ

8. Модели неисправностей элементов многотактных телемеханических систем

В связи с тем, что в современных системах телемеханики преимущественное применение получили полупроводниковые элементы, будем рассматривать неисправности только логических элементов, реализуемых на полупроводниках, хотя предлагаемые модели неисправностей могут быть распространены и на другие классы элементов.

Функциональные узлы, входящие в состав КУ и ДКУ ТМС, реализуются как с использованием только пассивных цепей (диодных сборок «И» и «ИЛИ»), так и цепей, содержащих активные полупроводниковые элементы. К первым относятся комбинационные узлы, ко вторым как комбинационные узлы, так и узлы с памятью.

При исследовании комбинационных узлов с пассивными цепями в качестве моделей неисправностей диодов целесообразно рассматривать «обрыв» и «короткое замыкание».

Среди логических элементов, содержащих транзисторы, наибольшее применение имеют триггеры и инверторы.

Анализ последствий неисправностей элементов, входящих в состав инвертора, проведенный с учетом замечаний, изложенных в § 4, показал, что могут иметь место три исхода: либо элемент остается работоспособным, теряя часть своих качеств, либо на выходе сохраняется высокий отрицательный потенциал независимо от сигнала на входе (такую неисправность назовем неисправностью типа «генератор единицы», или Г «1»), либо на выходе сохраняется низкий отрицательный потенциал независимо от сигнала на входе (назовем это неисправностью типа «генератор нуля», или Г «0»). Так как других исходов нет, то введенные модели неисправностей типа Г «1» и Г «0» являются исчерпывающей моделью неисправного инвертора.

Теперь проанализируем возможные виды неисправностей и сбоев в триггерных ячейках памяти ЯП в составе переключа-

тельных схем, используемых в качестве многотактных функциональных узлов КУ и ДКУ ТМС. Так как в ПС используются как потенциальные, так и импульсные сигналы, то ячейка памяти рассматривается нами как элементарный автомат Мура—Мили.

В ячейках памяти в составе ПС в общем случае целесообразно различать два выхода, которые условно назовем «рабочим выходом» и «служебным выходом». Для примера на рис. 19 приведена принципиальная схема статического триггера с потенциально-импульсным управлением, а на рис. 20 — триггера с потенциальным управлением, входящего в состав комплекса АСВТ.

Под рабочим понимаем выход ЯП, с которого сигнал поступает во внешнюю по отношению к ПС цепь. Указанный сигнал, если он потенциальный, полностью определяется внутренним состоянием ЯП (автомат Мура). Под служебным выходом понимаем выход ЯП, с которого сигнал поступает на управление другими ЯП в составе ПС.

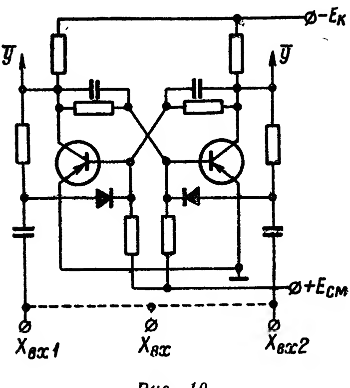


Рис. 19

На каждом из выходов управляющий сигнал, выдаваемый в нагрузку, может быть как потенциальным, так и импульсным. Выходные сигналы, снимаемые во внутреннюю и внешнюю цепи, могут сниматься как с разных плеч (рабочий и служебный выходы пространственно разнесены), так и с одного плеча триггера. Но при съеме с одного плеча триггера сигналы по каждому из выходов могут быть различного вида. Исходя из вышеизложенного, целесообразно различать неисправности ЯП по каждому выходу.

В зависимости от вида сигнала, выдаваемого неисправной триггерной ЯП во внешнюю (i) и внутреннюю (j) цепи, будем различать следующие виды неисправностей ЯП (Г «ij»), к которым приводят неисправности различных элементов в составе триггера, включая и цепи управления: Г «00», Г «01», Г «10», Г «11». Раскроем физическое содержание предложенной модели неисправностей ЯП.

Неисправность типа Г «11» означает любую неисправность элементов в составе ЯП, приводящую к устойчивому появлению сигнала, принятого за единицу, на рабочем и служебном выходах. Указанный вид неисправности встречается в триггерной ЯП в составе синхронных переключательных схем.

Неисправность типа Г «10» означает любую неисправность элементов в составе ЯП, приводящую к устойчивому появлению сигнала единицы на рабочем выходе и сигнала, принятого за нуль, или отсутствие сигнала на служебном выходе. Указанный вид неисправности возможен при потенциальных рабочем и слу-

жебном сигналах, снимаемых с разных плеч триггерной ЯП, рассматриваемой вне связи с другими ЯП, а также при съеме потенциального рабочего и импульсного служебного сигналов с одного плеча триггерной ЯП, используемой в составе асинхронной ПС.

Аналогично раскрывается физическое содержание остальных типов неисправностей — Г «01» и Г «00».

В отличие от устойчивых неисправностей сбои не нарушают структуры ЯП, поэтому целесообразно различать виды сбоев по искажению выходного потенциального сигнала ЯП, характеризующего ее внутреннее состояние. В соответствии со сказанным

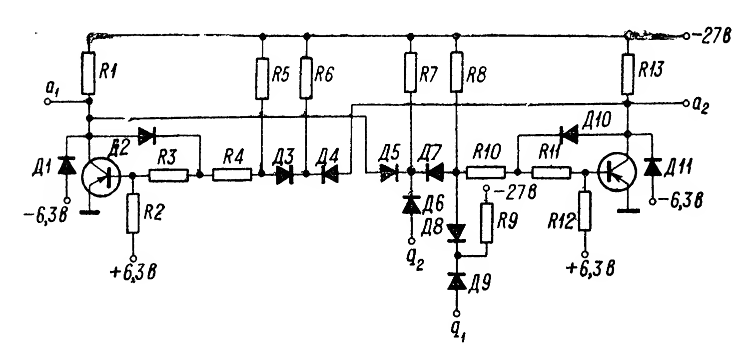


Рис. 20

выделим следующие виды сбоев: «0 → 0», «0 → 1», «1 → 0», «1 → 1».

Сбои вида «0 → 0» и «1 → 1» означают, что ЯП не перешла в противоположное состояние под воздействием управляющего сигнала, так как последний был подавлен помехой. Очевидно, что сбой указанного вида может произойти только в момент воздействия на ЯП управляющего сигнала.

Сбои вида «0 → 1» и «1 → 0» означают самопроизвольный переход ячейки, т. е. переход под воздействием помехи в противоположное состояние. Данные виды сбоев могут иметь место в любой точке временно́й оси.

Таким образом, предлагаемые виды сбоев учитывают не только сам факт сбоев, но и моменты их возникновения, что существенно в ряде случаев при расчетах.

Если нас интересует только искажение выходного сигнала ЯП в результате сбоя, то можно воспользоваться моделью сбоев, рассмотренной в [43]. Согласно указанной работе для двоичных элементов различаем сбой в нуле, состоящий в том, что элемент выдает единичный сигнал вместо нулевого, и сбой в единице, состоящий в том, что элемент выдает нулевой сигнал вместо единичного. Сбой в нуле равен совокупности сбоев вида «0 → 1» и «1 → 1»; сбой в единице равен совокупности сбоев вида «1 → 0» и «0 → 0».

В первом приближении условными вероятностями сбоев вида «0 → 0» и «1 → 1» можно пренебречь по сравнению с условными вероятностями сбоев вида «0 → 1» и «1 → 0». Поэтому в дальнейшем ограничимся рассмотрением только двух видов сбоев «0 → 1» и «1 → 0».

9. Формальные способы описания функционирования исправных и неисправных комбинационных узлов. Анализ искажений, вызываемых неисправностями типовых комбинационных узлов

К типовым комбинационным узлам многотактных телемеханических систем отнесем комбинаторы и декомбинаторы. Будем рассматривать только диодные комбинаторы и декомбинаторы, как получившие наиболее широкое распространение.

Комбинатор КМ — это устройство, осуществляющее взаимно однозначное соответствие между словами из некоторого входного алфавита (сообщения, команды) и словами выходного алфавита (кодовые комбинации неизбыточных или избыточных кодов). КМ представляет собой логический (M, n) полюсник, то есть схему с M входами и n выходами. С точки зрения теории автоматов это примитивный автомат, т. е. конечный автомат без памяти, у которого вход схемы полностью определяет ее выход.

Диодные комбинаторы представляют собой совокупность схем «ИЛИ», (комбинаторные линейки), каждая из которых соответствует кодовой комбинации, сопоставленной с определенным входным словом. На рис. 21 приведены структурная схема и направленный граф, соответствующий данной схеме, матричного комбинатора для кода на одно сочетание $M = \binom{4}{2}$.

Оценим последствия неисправностей элементов КМ. Обрыв любого диода вносит одиночную ошибку типа «1 → 0» в выходной сигнал. При этом искажается только та кодовая комбинация, которой соответствует линейка КМ с неисправным диодом.

Короткое замыкание любого диода в общем случае вносит многократные ошибки в искажаемую кодовую комбинацию. Как показал анализ, к. з. диода вносит только ошибки типа «0 → 1». Кратность возможных ошибок определяется взаимным расположением диодов комбинатора, в свою очередь определяемым структурой формируемого кода.

Предложенное в работе [44] изображение КМ в виде направленного графа (см. рис. 21) позволяет получить наглядное представление и численно определить множество искажаемых при к. з. диода кодовых комбинаций и кратность возникающих в них ошибок. На графе к. з. диода введено в виде дуги графа, соединяющей выходную вершину $\mathbf{Y}_1$ и входную $\mathbf{X}_1$ (см. штриховые линии). Из рис. 21 видно, что исказятся те кодовые комбинации, линейки которых имеют диоды в том же столбце комбинаторной матрицы, в котором находится короткозамкнутый диод.

В общем случае вид искаженных комбинаций на выходе КМ и кратность возникших ошибок w находим из соотношений:

$$Y'_j = Y_j \vee Y_i; \quad e = Y_j \oplus Y'_j, \qquad (45)$$

где Y_i — кодовая комбинация, соответствующая линейке КМ с короткозамкнутым диодом; Y_j — искажаемая кодовая комбинация, которая соответствует линейке КМ, имеющий диод в столбце, в котором находится неисправный диод; Y'_j — искаженная кодовая комбинация на выходе КМ; e — вектор ошибки, вес которого равен кратности возникшей ошибки.

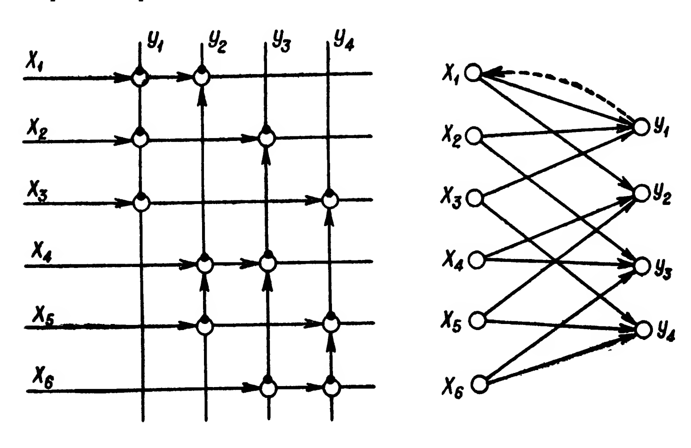


Рис. 21

Вид комбинаций на выходе исправного и неисправного КМ для последующего их анализа можно определить используя формальное, операторное представление КМ. Операция преобразования, осуществляемая КМ, может быть описана с помощью следующего матричного уравнения:

$$Y = X \divideontimes A, \qquad (46)$$

где Y — выходной вектор (кодовая комбинация КМ, $Y = < y_1, y_2, \ldots, y_j, \ldots, y_n >$; X — входной вектор КМ, $X = < x_1, x_2, \ldots, x_i, \ldots, x_M >$; A — операторная матрица исправного или неисправного комбинатора; $\divideontimes$ — обобщенная операция умножения операторной матрицы с входным вектором.

В качестве операторной матрицы исправного КМ оказалось удобным использовать матрицу связей (структурную матрицу) комбинатора, а в качестве операции умножения $\divideontimes$ — логическое умножение справа входного вектора на операторную матрицу. Тогда

$$Y = X \cdot A; \quad A = \| a_{ij} \|; \quad y_j = \bigvee_{i=1}^{M} x_i a_{ij}; \quad j \in \overline{(1, n)}. \qquad (47)$$

Операция преобразования, осуществляемая неисправным КМ, описывается соответственно следующими матричными уравнениями: $\mathbf{Y}^{\circ} = \mathbf{X} \cdot A^{\circ}$; $\mathbf{Y}^{1} = \mathbf{X} \cdot A^{1}$, где A° — матрица КМ с обрывом диода, а A^{1} — матрица КМ с короткозамкнутым диодом. Операторную матрицу A° получаем, заменив в операторной матрице исправного КМ единицу, соответствующую неисправному диоду, нулем.

В случае неисправности типа к. з. операторная матрица A^{1} получается из A путем построчного суммирования (логически)

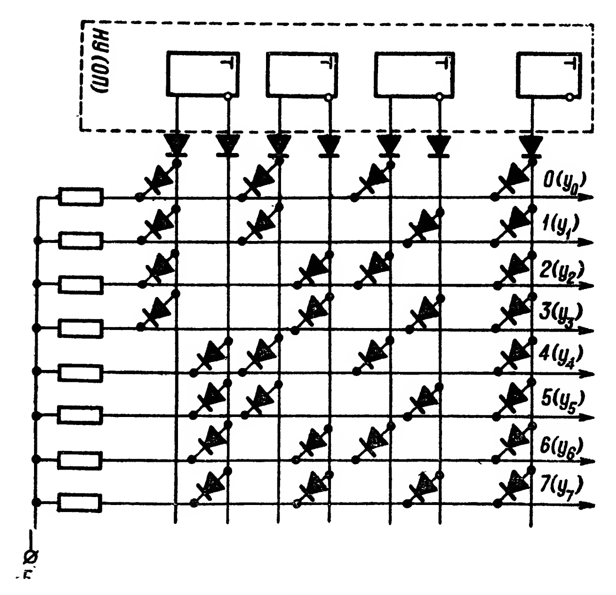


Рис. 22

всех строк, содержащих единицы в столбце с короткозамкнутым диодом, со строкой, содержащей единицу, соответствующую неисправному диоду; остальные строки матрицы A^{1} остаются без изменения.

На основании проведенной формализации работы исправного и неисправного КМ может быть составлен алгоритм для ЦВМ, позволяющий автоматизировать процесс анализа последствий неисправностей элементов КМ:

1. Перебираем последовательно все единицы матрицы A, воспроизводя обрывы и к. з. соответствующих им диодов. Для каждого случая по приведенной выше методике находим операторную матрицу A° или A^{1}.

2. С помощью найденных матриц A° и A^{1} для каждого случая находим отображение полного множества входных сигналов в выходные.

3. Находим отображения указанного множества входных сигналов для исправного КМ.

4. Сравниваем попарно выходные векторы, полученные в пунктах 2 и 3, соответствующие одинаковым входным сигналам, определяя интересующие нас показатели.

Данный алгоритм является достаточно универсальным, однако его реализация «в лоб» нецелесообразна, так как уже для длин кодовых комбинаций, превышающих 10, приводит (для ЦВМ «Минск-22») к весьма большим затратам машинного времени. В каждом конкретном случае необходимо использовать специфические структурные свойства кодов, реализуемых с помощью КМ для сокращения перебора.

Методику формализации процесса функционирования декомбинатора рассмотрим на примере диодного матричного декомбинатора МДК неизбыточного кода (см. рис. 22).

С целью удобства для анализа выходной сигнал МДК можно рассматривать как кодовый вектор длины M — множество принимаемых команд, принадлежащий множеству векторов веса $w = 1$, каждая компонента которого соответствует определенному выходу МДК.

Матричное уравнение, описывающее процесс отображения входного множества в выходное, осуществляемый исправным ДК, имеет вид:

$$\left.\begin{array}{l}
\mathbf{Y} = A \divideontimes \mathbf{X}; \quad \text{где } A = \| a_{ij} \| = \| M \times 2n \|; \\
\mathbf{Y} = \left\| \begin{array}{c} y_0 \\ y_1 \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ y_i \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ y_{M-2} \\ y_{M-1} \end{array} \right\|; \quad \mathbf{X} = \left\| \begin{array}{c} x_{2n-1} \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ x_j \\ x_{j-1} \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ x_1 \\ x_0 \end{array} \right\|; \\
x_j = \bar{x}_{j-1}; \; y_i = \mathrm{Sign}\,(\sum a_{ij} x_j - n); \\
y_i = \begin{cases} 1, \text{ если } \sum\limits_{j=0}^{2n-1} a_{ij} x_j = n; \\ 0, \text{ если } \sum\limits_{j=0}^{2n-1} a_{ij} x_j < n. \end{cases}
\end{array}\right\} \qquad (48)$$

Операции преобразования, осуществляемые МДК с неисправным диодом (обрыв, к. з.), описываются соответственно следующими матричными уравнениями:

$$Y^0 = A^0 \odot X; \quad \mathbf{Y}^1 = A^1 \cdot \mathbf{X}. \qquad (49)$$

Для получения операторной матрицы МДК с неисправностью диода типа «обрыв» A° необходимо в операторной матрице исправного МДК единицу, соответствующую неисправному диоду, заменить символом C, произведение которого с любым символом входного вектора равно 1, т. е. $C \odot 0 = C \odot 1 = 1$. Введенная система правил для символа C учитывается соответствующей операцией умножения $\odot$.

Операторная матрица с неисправностью диода типа к. з. — A^1 получается по следующему правилу. Если соответствующая диоду с к. з. единица в матрице связей стоит в j-м столбце, то в операторной матрице все оставшиеся единицы данного столбца заменяются нулями.

Все изложенное в части постановки задачи и методики подхода к ее решению остается справедливым и для других структурных форм декомбинаторов.

Анализ искажений, вызываемых неисправностями элементов ДК, может быть осуществлен по той же методике, которая предложена нами для исследования последствий неисправностей КМ.

В результате анализа могут быть получены такие данные: множество кодовых комбинаций на входе ДК с учетом их состояния, при декомбинировании которых выходной сигнал ДК искажается и, в частности, трансформируется; характерные искажения выходного сигнала ДК при известных входных сигналах с учетом их состояния и относительную частоту появления данных искажений в выходном сигнале; распределение ошибок в выходном сигнале по кратностям.

10. Формальные способы описания функционирования исправных и неисправных переключательных схем. Анализ искажений, вызываемых неисправностями типовых переключательных схем

В данном параграфе рассмотрим формальные способы анализа последствий неисправностей переключательных схем ПС, нашедших применение в качестве многотактных функциональных узлов в составе КУ и ДКУ.

Переключательная схема представляет собой конечный автомат с памятью. С целью удобства при анализе и синтезе все логические элементы (цепи обратных связей, входов и выходов) объединяются в одну общую комбинационную схему, называемую комбинационной частью автомата; запоминающая часть (память автомата) представляет собой объединение всех запоминающих элементов автомата (ячейки памяти, элементы задержки).

Для задания конечного автомата фиксируют три конечных множества алфавита: множество возможных входных сигналов $\mathbf{X}$, $\mathbf{X} = < x_1 x_2 \ldots x_n >$; множество возможных выходных сигналов $\mathbf{Y}$, $\mathbf{Y} = < y_1 y_2 \ldots y_l >$; множество возможных внутренних состояний автомата $\mathbf{A} = < a_0 a_1 \ldots a_k >$.

На этих множествах задают два алфавитных оператора:

а) функцию переходов f, определяющую состояние автомата

в момент дискретного времени $(t+1)$ в зависимости от состояния автомата $a(t)$ и значения входного сигнала $\mathbf{X}(t)$ в момент времени t: $a(t+1) = f[a(t); X(t)]$;

б) функцию выходов φ, определяющую зависимость выходного сигнала автомата $\mathbf{Y}(t)$ от состояния автомата и входного сигнала $\mathbf{X}(t)$ в момент времени t: $\mathbf{Y}(t) = \varphi[a(t); \mathbf{X}(t)]$. Кроме того, на множестве состояний автомата фиксируют одно из внутренних состояний a_0 в качестве начального состояния.

Как было указано выше, при анализе ПС будем пользоваться методами теории линейных переключательных схем [17, 45] и общей теории дискретных автоматов [43, 46], используя обозначения, принятые для обеих теорий. Между обозначениями несложно установить взаимно однозначное соответствие:

$$a(t) \to a_i; \quad a(t+1) \to a_{i+1}; \quad Y(t) \to \mathbf{Y}_i; \quad \mathbf{X}(t) \to \mathbf{X}_i \text{ и т. д.}$$

По виду функциональных зависимостей, реализуемых комбинационной частью автомата, различаем линейные и нелинейные автоматы (ПС).

Если множество возможных входных сигналов $\{\mathbf{X}\}$ отлично от нуля, считаем, что ПС неавтономна, если $\{\mathbf{X}\}$ состоит из нулей, то ПС автономна.

Будем различать синхронные и асинхронные ПС. В синхронных ПС моменты времени, в которые оказывается возможным изменение состояния автомата, определяются специальным устройством — генератором тактовых импульсов ГТИ. В асинхронных ПС моменты переходов из одного состояния в другое заранее не определены и изменение состояния асинхронной ПС может происходить произвольно.

Для всех исследуемых ПС, используемых в качестве многотактных функциональных узлов ТМС, выходной сигнал рассматривается как совокупность выходных сигналов элементарных автоматов (триггерных ячеек памяти — ЯП) в составе ПС. Т. е. для них выходная комбинационная сеть, определяемая сложностью выходного оператора, по сути дела вырождена.

Для формального анализа искажений выходного сигнала ПС из-за неисправностей аппаратуры его удобно представить в виде кодового вектора, каждая компонента которого определяется выходным сигналом ЯП, являющейся в общем случае автоматом Мура—Мили. Выходной сигнал элементарной ЯП, как уже было отмечено, рассматривается как булева переменная $y \in \{0, 1\}$.

С целью конкретизации проводимого исследования считаем, что все анализируемые структуры ПС выполнены на статических триггерах с потенциально-импульсным управлением в качестве ячеек памяти.

1. ФОРМАЛЬНОЕ ОПИСАНИЕ ФУНКЦИОНИРОВАНИЯ ИСПРАВНЫХ ПС

Линейные автономные переключательные схемы ЛАПС. Наиболее компактным и удобным является формальное описание ЛАПС методами теории линейных ПС. При этом соответствующие

операторы, задающие ПС, могут быть представлены следующими линейными уравнениями в матричной форме [17]:

$$a_{i+1} = a_i T; \quad Y_i = a_i R, \tag{50}$$

где a_i — состояние ПС в i-й момент времени; Y_i — выходной сигнал ПС в i-й момент времени; T — матрица связей ПС размерности $\|n \times n\|$, где n — число ячеек памяти ПС; R — матрица выходной цепи размерности $\|n \times m\|$, где m — число выходных линий ПС.

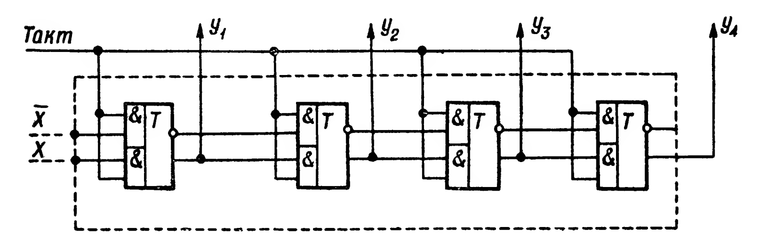


Рис. 23

С помощью указанных операторов может быть формально описано функционирование всех узлов, относящихся к ЛАПС, например, синхронного регистра сдвига СР, используемого в качестве распределителя КУ и ДКУ, структурная схема которого приведена на рис. 23, генератора с регистром сдвига ГсРС, используемого в качестве генератора цифровых последовательностей и, в частности, последовательностей максимальной длины, а также совместно с декомбинатором состояний в качестве распределителей. Структурная схема ГсРС приведена на рис. 24.

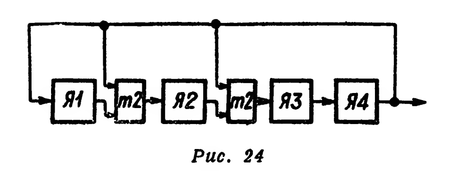


Рис. 24

Нелинейные автономные переключательные схемы НАПС. Описать в общем виде класс нелинейных ПС невозможно. Поэтому найдем формальное описание функционирования одного из основных функциональных узлов, относящихся к данному классу —асинхронного распределителя АР, структурная схема которого приведена на рис. 25.

Формально функционирование АР удалось описать операторами переходов и выходов в матричной форме:

$$a_{i+1} = a_i T_i; \quad T_i = V_{yi} T \vee V_{ci}; \tag{51}$$

$$Y_i = a_i R, \tag{52}$$

где T — структурная матрица размерности $\|n \times n\|$, описывающая связи между ЯП в АР; R — структурная матрица выходной цепи АР размерности $\|n \times m\|$.

Обозначим через $\mathbf{U}_у = < u_1^у u_2^у \ldots u_\nu^у \ldots u_n^у >$ вектор управляющих воздействий АР, в котором элементы $u_\nu^у$ принимают значение 1 или 0 в зависимости от того, подан или нет управляющий импульс на ν-ю ЯП. Вектор $\mathbf{U}_у$ является функцией номера такта, т. е. $\mathbf{U}_{уi} = \mathbf{U}_у^0 \overline{r(i)} \vee \mathbf{U}_у^1 r(i)$; i — номер такта, $r(i)$ — образующий элемент класса вычетов в поле по mod 2. При этом

$$i = 2q + r(i); \quad r(i) = \begin{cases} 1, \text{ при } i \in 2k+1; \\ 0, \text{ при } i \in 2k; \end{cases}$$

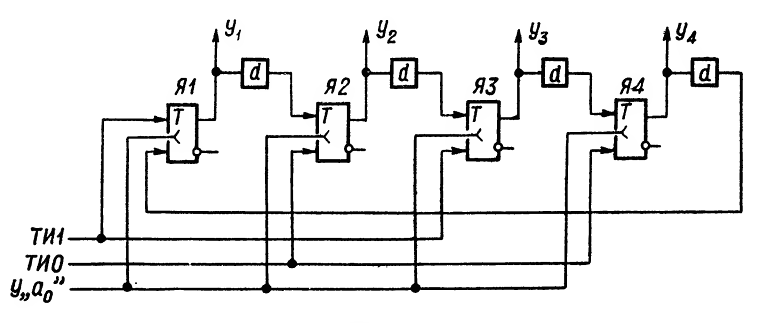


Рис. 25

$\mathbf{U}_\nu^j = < u_1^j u_2^j \ldots u_\nu^j \ldots u_n^j >$ —вектор, описывающий j-ю цепь управления, постоянный для данного АР.

$$u_\nu^j = \begin{cases} 1, \text{ если } \nu \equiv j \bmod 2; \\ 0, \text{ если } \nu \not\equiv j \bmod 2; \end{cases} \quad j \in \{0, 1\}. \tag{53}$$

Таким образом, $\mathbf{U}_у^0 = < 0101 \ldots >$ и $\mathbf{U}_у^1 = < 1010 \ldots >$; $\mathbf{U}_с = < u_1^с u_2^с \ldots u_\nu^с \ldots u_n^с >$ — вектор сохранения, также являющийся функцией номера такта.

Для рассмотренного АР имеет место: $\mathbf{U}_с = \overline{\mathbf{U}}_у$; $\mathbf{U}_{сi} = \overline{\mathbf{U}}_{уi}$. Тогда $\mathbf{U}_{сi} = \overline{\mathbf{U}_у^0 \overline{r(i)} \vee \mathbf{U}_у^1 r(i)} = \mathbf{U}_с^0 \overline{r(i)} \vee \mathbf{U}_с^1 r(i)$ и $\mathbf{U}_с^0 = \overline{\mathbf{U}}_у^0 = <$ $< 1010 \ldots >$; $\mathbf{U}_с^1 = \overline{\mathbf{U}}_у^1 = < 0101 \ldots >$ и, наконец, $V_{уi}$ и $V_{сi}$ — диагональные матрицы с векторами $\mathbf{U}_{уi}$ и $\mathbf{U}_{сi}$ в главной диагонали. Нелинейность АР следует из (51).

Линейные неавтономные переключательные схемы ЛНПС. Для формального описания функционирования ЛНПС так же, как и для ЛАПС, наиболее удобными являются матричные уравнения, предлагаемые теорией линейных ПС [17]:

$$a_{i+1} = a_i T \oplus \mathbf{X}_i U; \tag{54}$$

$$\mathbf{Y}_i = a_i R \oplus \mathbf{X}_i S, \tag{54а}$$

где T и R те же структурные матрицы, что и в уравнениях (51), (52); U — структурная матрица входной цепи размерности $\| s \times n \|$, где s — число входных линий; S — структурная матрица связи входной и выходной цепей размерности $\| s \times m \|$.

Отметим, что при формальном описании функциональных узлов и, в частности, узлов, относящихся к данному классу ПС, необходимо учитывать специфику их функционирования в составе КУ или ДКУ. Указанная специфика связана с выполнением функциональным узлом различных элементарных операций в процессе обработки информации, при которых возможны изменения структуры узла.

Так, для регистра с линейной логической обратной связью РСЛЛОС (структурную схему см. на рис. 26), выполняющего функции кодопреобразователя в составе КУ циклических кодов, различаем два режима: 1-й режим — обработка поступающей

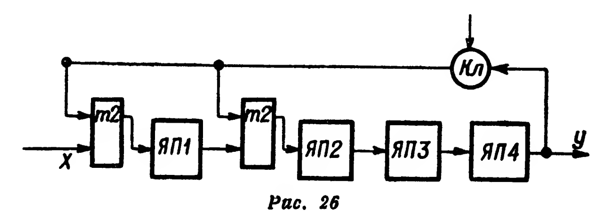


Рис. 26

на вход кодовой комбинации. В данном режиме кодопреобразователь относится к классу ЛНПС и описывается операторами (54) и (54а). 2-й режим — выдача в линейное устройство проверочных символов. В данном режиме размыкается обратная связь РСЛЛОС и входное множество сигналов $\{\mathbf{X}\} = \varnothing$. Следовательно, при выполнении указанной операции кодопреобразователь относится к классу ЛАПС и описывается операторами (50).

Нелинейные неавтономные переключательные схемы ННПС. К данному классу ПС относятся такие функциональные узлы ТМС, как двоичные счетчики импульсов и управляемые регистры сдвига УРС. В силу нелинейности исследуемого класса ПС формальное описание для каждого из узлов должно отыскиваться индивидуально.

Управляемый регистр сдвига ДКУ ГКП

Функционирование УРС удалось формально описать методами теории линейных ПС, т. е. матричными уравнениями вида [47]:

$$a_{i+1} = a_i T V_i, \tag{55}$$

где T — структурная матрица связей, совпадающая с матрицей смежности графа. Обозначим управляющие сигналы вектором $\mathbf{U} = < u_0 u_1 \ldots u_\nu \ldots u_n >$, где элементы u_ν принимают значения 1 и 0 в зависимости от того, подан или нет управляющий импульс на вход схемы логического умножения, расположенной

перед ячейкой с номером ν. Вектор $\mathbf{U}$ является функцией очередного члена декомбинируемой комбинации x_i: $\mathbf{U}_i = \mathbf{U}^0\bar{x}_i \vee \mathbf{U}^1 x_i$.

Составляющие $\mathbf{U}^j$ описывают входную управляющую цепь и показывают, на входы каких схем логического умножения подана входная управляющая шина с индексом j. Поэтому элементы $\mathbf{U}^j$ определяются из $\mathbf{U}$ при условии, что $u_\nu = 1$, если $\nu \equiv j \bmod 2$ и $u_\nu = 0$, если $\nu \not\equiv j \bmod 2$; V_i — матрица размерности $\| n \times n \|$, в главной диагонали которой расположены элементы вектора $\mathbf{U}_i$. Для рассматриваемой структуры УРС исходное состояние $a_1 = \langle 1111 \rangle$.

Синхронный счетчик ССч

Синхронный счетчик, структурная схема которого приведена на рис. 27, построен на триггерах со счетным входом в качестве элементарных автоматов. ССч описываем формально, используя методы общей теории дискретных автоматов.

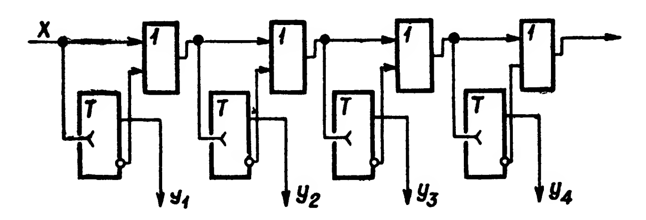


Рис. 27

Обозначим состояние счетчика в моменты времени t через $a(t) = \langle (a_1(t), a_2(t) \ldots a_j(t) \ldots a_n(t) \rangle$, где $a_j(t)$ — состояние j-го элементарного автомата в составе счетчика в момент t.

Состояние счетчика удобней определять через состояния отдельных его разрядов, тогда уравнение, описывающее функционирование счетчика, имеет вид:

$$a_j(t+1) = a_j(t) \oplus q_j(t) = a_j(t) \oplus x(t) \bigwedge_{\nu=1}^{j-1} a_\nu(t). \qquad (56)$$

В формуле (56) приняты следующие обозначения: $q_j(t)$ — функция возбуждения j-го разряда в момент времени t; $x(t)$ — входной сигнал счетчика в момент времени t.

Если в любой дискретный момент времени t на вход первого разряда поступает входной сигнал (он же и синхронизирующий), то $x(t) = 1$. Тогда

$$a_j(t+1) = a_j(t) \oplus \bigwedge_{\nu=1}^{j-1} a_\nu(t). \qquad (57)$$

При этом $a_0(t) = x(t)$.

Для ССч функция возбуждения j-го разряда

$$q_j(t) = x(t) \bigwedge_{\nu=1}^{j-1} a_\nu(t) \tag{58}$$

или при $x(t) = a_0(t)$ получим

$$q_j(t) = \bigwedge_{\nu=0}^{j-1} a_\nu(t). \tag{59}$$

Асинхронный счетчик АСч

Асинхронный счетчик, структурная схема которого приведена на рис. 28, построен на триггерах со счетным входом, которые в данном случае являются автоматами Мура—Мили, так как в них используются и потенциальные и импульсные выходные сигналы.

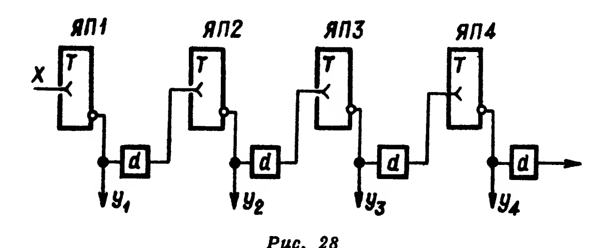


Рис. 28

Введем понятие частного оператора логического дифференцирования da_j и $d\bar{a}_j$ [46]:

$$da_j \begin{cases} 1, \ a_j \text{ изменяет свое значение с 1 на 0,} \\ 0, \text{ если } a_j \text{ изменяет свое значение с 0 на 1,} \end{cases}$$

$$d\bar{a}_j \begin{cases} 0, \text{ если } a_j \text{ изменяет свое значение с 1 на 0,} \\ 1, \text{ если } a_j \text{ изменяет свое значение с 0 на 1.} \end{cases}$$

Таким образом, da_j физически определяет импульсный сигнал, снимаемый с рабочего плеча ЯП при переходе ее из 1 в 0, а $d\bar{a}_j$ — импульсный сигнал, снимаемый с противоположного плеча ЯП при переходе ее из 0 в 1.

Через $Da_j(t)$ обозначим полный оператор логического дифференцирования, равный

$$Da_j(t) = da_j(t) \vee d\bar{a}_j. \tag{60}$$

Для АСч функции возбуждения отдельных разрядов имеют вид:

$$q_1(t) = x(t) \text{ и } q_j(t) = da_{j-1}(t).$$

Тогда состояние АСч в любом такте можно определить из следующего уравнения:

$$a_j(t+1) = a_j(t) \oplus q_j(t) = a_j(t) \oplus da_{j-1}(t). \qquad (61)$$

Теперь исследуем вопрос формального анализа искажений внутреннего состояния (выходного сигнала) ПС из-за неисправностей элементов в момент их возникновения.

2. АНАЛИЗ ИСКАЖЕНИЙ ВНУТРЕННЕГО СОСТОЯНИЯ ПС ИЗ-ЗА СБОЕВ ЯЧЕЕК ПАМЯТИ ПС

Введем понятие вектора сбоя $\mathbf{e}_i^j$, где i означает номер такта, в котором произошел сбой j-го элемента. Так как учитываются только сбои ЯП в составе ПС, то для принятой модели неисправностей в анализируемом устройстве получим, что $\mathbf{e}_i^j$ есть вектор длины n и веса $w = 1$, у которого j-я компонента, равная единице, означает номер ЯП с определенным видом сбоя в i-м такте: $\mathbf{e}_i^j = \langle 00 \ldots 010 \ldots 0 \rangle$.

Тогда для синхронных ПС, чтобы получить искаженный кодовый вектор внутреннего состояния в момент сбоя ЯП, достаточно сложить по mod 2 исходный кодовый вектор и вектор сбоя:

$$\mathbf{Y}_i^* = a_i^* = \mathbf{Y}_i \oplus \mathbf{e}_i^j = a_i \oplus \mathbf{e}_i^j, \qquad (62)$$

где a_i^* — искаженный кодовый вектор внутреннего состояния ПС в i-м такте из-за сбоя j-й ЯП.

Отметим, что для синхронных ПС вектор сбоя совпадает с вектором ошибки: $\mathbf{e} = a_i^* \oplus a_i = \mathbf{Y}_i^* \oplus \mathbf{Y}_i$.

Для асинхронных ПС, чтобы получить искаженный кодовый вектор внутреннего состояния ПС в момент сбоя, достаточно арифметически сложить исходный кодовый вектор и вектор сбоя:

$$\mathbf{Y}_i^* = a_i^* = \mathbf{Y}_i + \mathbf{e}_i^j = a_i + \mathbf{e}_i^j. \qquad (63)$$

Введение указанной операции взаимодействия векторов позволяет учесть сигнал переноса, возникающий при сбое вида «1 — 0» ЯП в составе асинхронной ПС.

Для асинхронных ПС вектор сбоя $\mathbf{e}_i^j$ не совпадает с вектором ошибки $\mathbf{e}$, если $\mathbf{e} = \mathbf{Y}_i^* \oplus \mathbf{Y}_i$.

Если же определить арифметическую ошибку в выходном сигнале, то $\mathbf{e}_a = \mathbf{e}_i^j$.

Отметим, что введенное формальное определение вида искаженного вектора внутреннего состояния асинхронных ПС пригодно для схем, у которых каждая ЯП связана не более чем с одной ЯП.

3. АНАЛИЗ ИСКАЖЕНИЙ ВНУТРЕННЕГО СОСТОЯНИЯ ПС ИЗ-ЗА УСТОЙЧИВЫХ НЕИСПРАВНОСТЕЙ ЯП

По условию поставленной задачи необходимо описать взаимодействие вектора внутреннего состояния ПС с вектором устойчивой неисправности, на основании чего возможно проанализировать искажение вектора внутреннего состояния ПС из-за неисправности ПС в момент ее возникновения.

Введем понятие вектора устойчивой неисправности $\mathbf{e}_{ij}^{\vartheta}$, где i означает номер такта, в котором произошла неисправность вида v в j-й ЯП. Для принятой модели неисправностей получим, что вектор устойчивой неисправности есть вектор длины n и веса $w = 1$, у которого j-я компонента, равная 1, означает номер неисправной ЯП, а индекс при единице означает вид неисправности по рабочему выходу ЯП:

$$\mathbf{e}_{ij}^{\vartheta} = \langle 0\,0 \ldots 0 1_{\vartheta} 0 \ldots 0 \rangle, \ \vartheta \in \{0, 1\}.$$

При введении правил взаимодействия векторов необходимо учитывать, что неисправность ЯП в момент ее возникновения в отличие от сбоя не обязательно изменяет состояние неисправной ЯП и, следовательно, не обязательно приводит к искажению вектора внутреннего состояния ПС в этот же момент времени.

Если индекс ν совпадает со значностью j-го разряда вектора внутреннего состояния ПС, т. е. при неисправности j-й ЯП ее состояние не изменяется, то вид исходного вектора сохраняется: $\mathbf{Y}_i^* = a_i^* = \mathbf{Y}_i \divideontimes \mathbf{e}_{ij}^{\vartheta} = \mathbf{Y}_i = a_i$, где $\divideontimes$ — условное обозначение операции взаимодействия векторов; a_i^* — искаженный кодовый вектор внутреннего состояния ПС в i-м такте из-за неисправности ϑ-го вида j-й ЯП.

Если индекс ϑ не совпадает со значностью j-го разряда кодового вектора внутреннего состояния ПС, т. е. при неисправности j-й ЯП ее состояние меняется, то операция взаимодействия векторов $\divideontimes$ определяется так же, как и в случае сбоев ЯП: для синхронных ПС используем сложение по mod 2, а для асинхронных ПС — арифметическое сложение взаимодействующих векторов.

Для определения кратности ошибки в анализируемом сигнале $\left(a_i^*\right.$ либо $\left.\mathbf{Y}_i^*\right)$ в момент отказа ЯП достаточно сложить по mod 2 искаженный вектор с исходным, тогда вес суммы и есть искомая кратность ошибки.

Используя рассмотренные в § 8 модели устойчивых неисправностей и сбоев, а также формальное описание функционирования исправных ПС были получены операторы переходов и выходов для неисправных ПС. Результаты сведены в табл. 1.

Сформулируем ряд правил преобразования структурных операторных матриц неисправных ПС.

1. При неисправности вида Г «11» j-й ЯП имеют место следующие преобразования: в матрице T элемент jj заменяется единицей, все остальные элементы j-го столбца заменяются нулями; матрица R при указанном виде неисправности не изменяется; в матрице U для неавтономных ПС элементы, стоящие в j-м столбце, заменяются нулями.

2. При неисправности вида Г «00» j-й ЯП в матрицах T, R, U элементы, стоящие в j-м столбце, заменяются нулями; в матрице T, кроме того, все элементы j-й строки также заменяются нулями.

3. При неисправности вида Г «10» j-й ЯП выполняем следующие преобразования: в матрице T элемент jj заменяем единицей, остальные элементы j-го столбца и j-й строки заменяются нулями; в матрицах R и U выполняются преобразования, изложенные в п. 1.

В ряде случаев, учитывая особенности структуры и функционирования неисправной ПС с указанными выше видами неисправностей ЯП, при построении описывающих ее структурных матриц могут быть отступления от приведенных правил.

Неисправности логических комбинационных элементов вида Г «0» или Г «1» в составе ПС в ряде случаев можно привести к неисправности соответствующего вида Г «ij» определенной ЯП, в противоположном случае их необходимо учитывать самостоятельно.

В заключение отметим, что, используя полученные результаты формального описания исправных и неисправных функциональных узлов, можно описать функционирование большинства структурных форм КУ и ДКУ, рассмотренных в § 2 и 3.

4. ФОРМАЛЬНОЕ ОПИСАНИЕ ФУНКЦИОНИРОВАНИЯ КУ И ДКУ

При формальном описании конкретных структурных форм исправных КУ и ДКУ необходимо учитывать специфику построения и функционирования устройства, т. е. взаимодействие различных функциональных узлов и последовательность операций при обработке информации. Учет указанной специфики позволяет осуществить необходимые изменения в формальном описании устройства в соответствии с изменениями в его структуре в процессе функционирования. Проиллюстрируем изложенное на примере формального описания КУ и ДКУ универсального типа, структурные схемы которых представлены соответственно на рис. 3 и 10.

Кодирующее устройство. Обозначим входной сигнал КУ через $\mathbf{X}_{вх}$. Считаем, что первой элементарной операцией является преобразование входного сигнала ($\mathbf{X}_{вх}$) комбинатором в сигнал на его выходе ($Y_{КМ}$), который является кодовой комбинацией формируемого данным КУ кода. Указанный процесс преобразования формально описывается функциональной зависимостью вида (47), т. е.

$$\mathbf{Y}_{КМ} = \mathbf{X}_{вх} A_{КМ}, \tag{64}$$

где $A_{КМ}$ — операторная матрица комбинатора; $\mathbf{Y}_{КМ}$ — является промежуточным сигналом КУ.

Второй операцией является отображение указанного сигнала ($\mathbf{Y}_{КМ}$) в выходной сигнал КУ ($\mathbf{Y}_{вых}$). Данное преобразование осуществляется распределителем. В качестве операторной матрицы распределителя принимаем матрицу его выходных сигналов $A_р$ за n тактов формирования кода. В качестве операции

Таблица 1

Тип переключательной схемы	Функциональные узлы на основе ПС	Операторы переходов и выходов исправных ПС	Операторы переходов и выходов ПС с устойчивыми неисправностями элементов
Линейные автономные переключательные схемы	Синхронный распределитель, генератор с регистром сдвига	$a_{i+1} = a_i T$; $Y_i = a_i R$; $Y = AR$; $T = \| n \times n \|$; $R = \| n \times m \|$.	$\overset{*}{a}_{i+1} = \overset{*}{a}_i T^*$; $\overset{*}{Y}_i = \overset{*}{a}_i R^*$; $\overset{*}{a}_i = ai \oplus e_{ij}^{\vartheta}$; $\overset{*}{a}_i = \{ a_i^{11}; a_i^{00} \}$; $T^* = \{ T^{11}; T^{00} \}$; $R^* = \{ R^{11}; R^{00} \}$.
Нелинейные автономные переключательные схемы	Асинхронный распределитель и др.	$a_{i+1} = a_i T_i$; $T_i = V_{yi} \vee V_{ci}$; $Y_i = a_i R$; $Y = AR$.	$\overset{*}{a}_{i+1} = \overset{*}{a}_i \overset{*}{T}_i$; $\overset{*}{Y}_i = \overset{*}{a}_i R^*$; $\overset{*}{a}_i = a_i \oplus e_{ij}^{\vartheta}$; $\overset{*}{a}_i = \{ a_i^{10}; a_i^{00} \}$; $T^* = \{ T^{10}; T^{00} \}$; $R^* = \{ R^{10}; R^{00} \}$.

Линейные неавтономные переключательные схемы	Регистры сдвига с линейной логической обратной связью	$a_{i+1} = a_i\ T \oplus \mathbf{X}_i V;$ $\mathbf{Y}_i = a_i\ R \oplus \mathbf{X}_i S;$ $U = \|\| s \times n \|\|;$ $S = \|\| s \times m \|\|$	$\overset{*}{a}_{i+1} = \overset{*}{a}_i T \oplus \mathbf{X}_i\ U^*;$ $\overset{*}{\mathbf{Y}}_i = \overset{*}{a}_i R^* \oplus \mathbf{X}_i\ S^*;\ S^* = \{S^{11};\ S^{00}\};$ $\overset{*}{a}_i = a_i \oplus e^{\vartheta}_{ij}; \overset{*}{a}_i = \{\ a_i^{11}\ ;\ a_i^{00}\};$ $T^* = \{T^{11};\ T^{00}\};\ U^* = \{U^{11};\ U^{00}\};\ R^* = \{R^{11};\ R^{00}\}$
Нелинейные неавтономные переключательные схемы	Управляемый регистр сдвига	$a_{i+1} = a_i\ T\ V_i;\ V_i = \varphi(\mathbf{U}_i);$ $\mathbf{U}_i = \mathbf{U}^0 \bar{x}_i \vee \mathbf{U}^1 x_i;$ $\mathbf{Y} = AR.$	$\overset{*}{a}_{i+1} = \overset{*}{a}_i\ T^* \overset{*}{V}_i; \overset{*}{a}_i = a_i \oplus e^{\vartheta}_{ij};$ $\overset{*}{a}_i = \{\ a_i^{11};\ a_i^{00}\};\ T^* = \{T^{11};\ T^{00}\};$ $\overset{*}{V}_i = \{V_i^{11};\ V_i^{00}\}.$
	Асинхронный счетчик	$aj\ (t+1) = a_j(t) \oplus da_{j-1}(t);$ $da_0(t) = x(t)$	$\overset{*}{a}_j(t+1) = \begin{cases} a_j(t) \oplus da_{j-1}(t) & \text{для } 1 \leqslant j < k; \\ \overset{*}{a}_j(t) & \text{для } k \leqslant j \leqslant n; \end{cases}$ $\overset{*}{a}_j(t) = \{\ a_j^{10}(t);\ a_j^{00}(t)\},$
	Синхронный счетчик	$a_j(t+1) = a_j(t) \oplus x(t) \bigwedge_{\nu=1}^{j-1} a_\nu(t)$	$a_j^{11}(t+1) = \begin{cases} a_j(t) \oplus q(t) & \text{для } 1 \leqslant j < k \\ a_j^{11}(t) \oplus q'(t) & \text{для } k < j \leqslant n;\ \Gamma''11'' \text{ для } j = ki \end{cases}$ $a_j^{00}(t+1) = \begin{cases} a_j(t) \oplus q(t) & \text{для } 1 \leqslant j < k; \\ a_j^{00}(t) & \text{для } k \leqslant j \leqslant n. \end{cases}$

Продолжение

Тип переключательной схемы	Функциональные узлы на основе ПС	Операторы переходов и выходов ПС со сбоями элементов
Линейные автономные переключательные схемы	Синхронный распределитель, генератор с регистром сдвига	$\overset{*}{a}_{i+1} = \overset{*}{a}_i T;$ $\overset{*}{Y}_i = \overset{*}{a}_i R;$ $\overset{*}{a}_i = a_i \oplus e_i^j;$ $\overset{*}{a}_i = \left\{ a_i^{1\to 0};\ a_i^{0\to 1} \right\}$
Нелинейные автономные переключательные схемы	Асинхронный распределитель и др.	$\overset{*}{a}_{i+1} = \overset{*}{a}_i T_i;$ $\overset{*}{Y}_i = a_i R;$ $\overset{*}{a}_i = a_i + e_i^j.$

Линейные неавтономные переключательные схемы	Регистры сдвига с линейной логической обратной связью	$a^*_{i+1} = a^*_i \; T \oplus \mathbf{X}_i U;$ $\mathbf{Y}^*_i = a^*_i \; R \oplus \mathbf{X}_i S;$ $a^*_i = a_i \oplus e^j_i.$
Нелинейные неавтономные переключательные схемы	Управляемый регистр сдвига	$a^*_{i+1} = a^*_i T \, V_i;$ $a^*_i = a_i \oplus e^j_i$
	Асинхронный счетчик	$a^*_j(t+1) = a^*_j(t) \oplus da_{j-1}(t);$ $a^*_j(t) = a_j(t) + e^j(t)$
	Синхронный счетчик	$a^*_j(t+1) = a^*_j(t) \oplus x(t) \wedge \bigwedge_{\nu=1}^{j-1} a_\nu(t);$ $a^*(t) = a(t) \oplus e^j(t)$

взаимодействия операторной матрицы и отображаемого сигнала применяем умножение с использованием логического сложения. Тогда

$$Y_{\text{вых}} = A_{\text{р}} (Y_{\text{КМ}})^{\text{T}}, \tag{65}$$

$\left(Y^{\text{T}}_{\text{КМ}}\right)$ — транспонированный вектор (матрица) $Y_{\text{КМ}}$. Если

$$(Y_{\text{КМ}})^{T} = \left\| \begin{matrix} y_1^{\text{КМ}} \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ y_j^{\text{КМ}} \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ y_n^{\text{КМ}} \end{matrix} \right\|; \quad Y_{\text{вых}} = \left\| \begin{matrix} y_1^{\text{вых}} \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ y_i^{\text{вых}} \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ y_n^{\text{вых}} \end{matrix} \right\|; \quad A_p = \| a_{ij} \|, \text{ то} \quad y_i^{\text{вых}} = \bigvee_{j=1}^{n} a_{ij}\, y_j^{\text{КМ}}.$$

Матрица выходных сигналов распределителя строится с помощью операторов, описывающих функционирование соответствующей ПС. Например, для синхронного распределителя по (50), для асинхронного распределителя — по операторам (52). Общий оператор, описывающий функционирование КУ универсального типа (рис. 3) с учетом (64) и (65), имеет вид:

$$Y_{\text{вых}} = A_{\text{р}} (X_{\text{вх}} A_{\text{КМ}})^{\text{T}}. \tag{66}$$

Декодирующее устройство. Считаем первой элементарной операцией потактную запись поступающей из канала кодовой комбинации ($X_{\text{вх}}$) в наборный блок (операторную память). В выполнении указанной операции принимают участие распределитель, схемы совпадения и наборный блок.

Для рассматриваемой структурной схемы ДКУ универсального типа преобразование кодовой комбинации на входе ДКУ в соответствующий сигнал наборного блока $Y_{\text{ОП}}$ формально осуществляется операторной матрицей $A_{\text{р}}$. В качестве операторной матрицы $A_{\text{р}}$ используем матрицу выходных сигналов распределителя за n тактов выявления кода. В качестве операции взаимодействия операторной матрицы и входного вектора (сигнала) — умножение с использованием логического сложения. Тогда

$$Y_{\text{ОП}} = X_{\text{вх}} A_{\text{р}}. \tag{67}$$

Если $X_{\text{вх}} = < x_1 x_2 \ldots x_n >$, $A_{\text{р}} = \| a_{ji} \|$,

$$Y_{\text{ОП}} = < y_1^{\text{ОП}} y_2^{\text{ОП}} \ldots y_i^{\text{ОП}} \ldots y_n^{\text{ОП}} >, \text{ то } y_i^{\text{ОП}} = \bigvee_{j=1}^{n} x_j a_{ji}.$$

Матрица выходных сигналов распределителя $A_{\text{р}}$ находится так же, как и в КУ, используя формальные описания соответствующих переключательных схем. Сигнал $Y_{\text{ОП}}$ является промежуточным сигналом ДКУ.

Второй элементарной операцией является декомбинирование выявленного сигнала $Y_{ОП}$. Указанная операция формально описывается ранее полученными выражениями (48), т. е.

$$Y_{вых} = A_{ДК} \ast \left(Y^{T}_{ОП}\right)'; \quad \left(Y^{T}_{ОП}\right)' = \varphi\left(Y^{T}_{ОП}\right), \qquad (68)$$

где $Y^{T}_{ОП}$ — транспонированный вектор $Y_{ОП}$; $\left(Y^{T}_{ОП}\right)'$ — функция от $Y^{T}_{ОП}$, задаваемая определенным правилом (§ 9); $\ast$ — операция взаимодействия $A_{ДК}$ с $\left(Y^{T}_{ОП}\right)'$.

Таким образом, с учетом (67) и (68) формальная запись оператора, реализованного ДКУ универсального типа (рис. 10), имеет вид:

$$Y_{вых} = A_{ДК} \ast \left[(X_{вх} A_{р})^{T}\right]'. \qquad (69)$$

11. Обобщенная матричная модель неисправных функциональных узлов

В некоторых случаях при решении задач диагностики с помощью тестов более удобной математической моделью неисправного узла может явиться матричная модель, рассматриваемая в настоящем параграфе, в которой учитываются все из перечисленных выше устойчивых неисправностей. Данная модель справедлива для тех узлов, поведение которых описывается матричными уравнениями вида: $Y = XT$.

Как уже отмечалось, в общем случае любой конечный автомат (переключательная схема) включает комбинационную и запоминающую части. В подобных узлах возможны следующие проявления неисправностей элементов: появление Г «1» на одном из выходов узла; появление лишних связей между входом и выходом; обрыв одной из ветвей, подходящих к одному из выходов; появление Г «0» на одном из выходов неисправного узла.

Рассмотрим, как надо видоизменить модель исправного узла, чтобы учесть любую из перечисленных неисправностей.

Для учета Г «1» на выходе узла введем в матрицу T $(n+1)$-ю строку, что эквивалентно введению $(n+1)$-го входа устройства. На этот вход подается постоянный единичный сигнал. Связь j-го выхода с $(n+1)$-м входом равносильна появлению Г «1» на этом выходе. Введенная в T-матрицу $(n+1)$-я фиктивная строка всегда является нулевой, так как рассмотренная выше связь $(n+1)$-го входа с j-м выходом соответствует появлению неисправности второго типа, что будет учтено введением другой матрицы.

Данный тип неисправностей (появление лишних связей между входом и выходом) учтем включением матрицы E параллельно матрице T'. Указанная матрица для исправного узла является нулевой, ее размерность совпадает с размерностью матрицы T. При возникновении лишней связи между i-м входом и j-м выходом узла элемент, стоящий на пересечении i-й строки и j-го столбца матрицы E, принимает значение 1.

Обрыв связи между i-м входом и j-м выходом узла учтем заменой матрицы T' матрицей T'', определяемой как $T'' = T' \oplus$

$\oplus F$, где $\bar{F}$ — матрица размерности $\|(n+1) \times m\|$, имеющая 1 на пересечении i-й строки и j-го столбца и все остальные элементы равными 0.

И, наконец, появление неисправности вида Г «0» на одном из выходов учтем умножением выходного вектора на диагональную матрицу K_0 размерности $\|m \times m\|$, являющуюся единичной в случае исправного узла и имеющую нулевой элемент на пересечении j-х строки и столбца, если на j-м выходе узла появилась неисправность вида Г «0».

С учетом изложенного эквивалентная структурная схема узла, обрабатывающего информацию в виде векторов, в общем случае может быть представлена, как изображено на рис. 29, а выходной вектор $\mathbf{Y}^*$ неисправного узла связан с входным вектором $\mathbf{X}^*$ соотношением вида:

$$\mathbf{Y}^* = \mathbf{X}^* \{T'' K_0 \vee E\}. \quad (70)$$

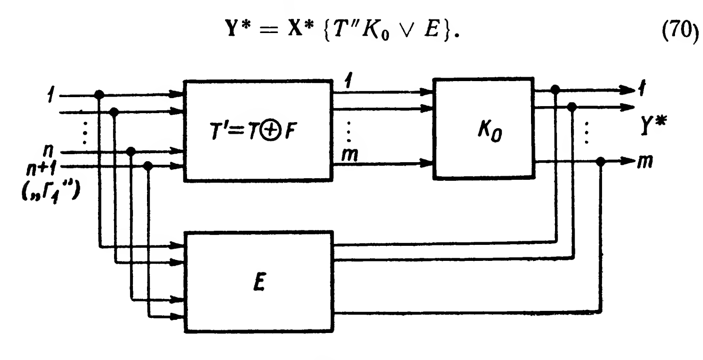


Рис. 29

Отметим, что данная модель является неприменимой для узлов, входные и выходные вектора которых связаны нелинейной зависимостью, так как для них нельзя найти матрицу T, связывающую векторы столь простой зависимостью, как операция логического умножения. Примером такого узла является декомбинатор, для которого операция взаимодействия входного вектора и операторной матрицы имеет нелинейный характер. Тем не менее класс устройств, описываемых данной моделью, является достаточно широким.

При рассмотрении сравнительно сложных устройств, например КУ или ДКУ, возникает вопрос об объединении матриц, так как целый ряд неисправностей в таких устройствах может проявляться аналогичным образом. Поэтому рассмотрим правила преобразования матриц в рамках данной модели.

1. Объединение матриц E. На рис. 30 приняты следующие обозначения: T — исходная матрица, описывающая поведение исправного устройства; E_1 — матрица, учитывающая возникновение лишних связей вследствие неисправности 1-го элемента; E_2 — матрица, учитывающая возникновение лишних связей вследствие неисправности 2-го элемента; E — результирующая матрица, учитывающая возникновение лишних связей вследствие неисправностей обоих элементов.

Из схемы на рис. 30 следует, что выходной вектор определяется как $\mathbf{Y}^* = \mathbf{X}^* \{T \vee E_1 \vee E_2\}$ и $\mathbf{Y}^* = \mathbf{X}^* \{T \vee E\}$, откуда следует, что

$$E = E_1 \vee E_2. \qquad (71)$$

2. Объединение матриц K_0. На рис. 31 приняты следующие обозначения: T — матрица, описывающая исправный узел;

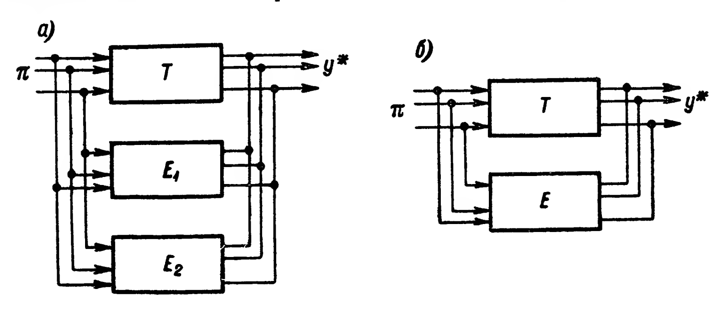


Рис. 30

K_{01} — матрица, описывающая появление неисправности вида Г «0» на выходе вследствие неисправности 1-го элемента; K_{02} — матрица, учитывающая появление Г «0» на выходе вследствие неисправности 2-го элемента; K_0 — матрица, учитывающая проявление неисправностей обоих элементов.

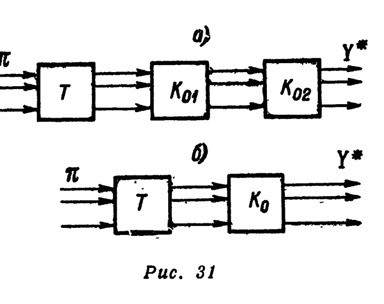


Рис. 31

Так как, с одной стороны, $\mathbf{Y}^* = \mathbf{X}TK_{01}K_{02} = \mathbf{Y}K_{01}K_{02} = < y_1k_{011}k_{021}; y_2k_{012}k_{022}; \ldots y_mk_{01m}k_{02m} >$, где k_{01i} и k_{02i} — элементы матриц K_{01} и K_{02}, но с другой — $\mathbf{Y}^* = \mathbf{Y}K_0 = < y_1k_{01}; y_2k_{02}; \ldots y_mk_{0m} >$, где k_{0i} — элементы матрицы K_0, то из равенства одноименных компонент вектора $\mathbf{Y}^*$ при любом векторе $\mathbf{Y}$ следует искомое выражение для элементов матрицы K_0:

$$k_{0i} = k_{01i}k_{02i}. \qquad (72)$$

3. Объединение матриц F. Результирующая матрица F учитывает обрыв части ветвей, подходящих к выходу устройства вследствие неисправностей различных элементов устройства. Пусть в результате неисправности первого элемента обрывается часть связей, что учитывается матрицей F_1, в том числе и связь между i-м входом и j-м выходом, что соответствует $f_{ij}^1 = 1$.

Пусть также вследствие неисправности и другого элемента оборвана еще часть связей, в том числе и связь между i-м входом и j-м выходом, что учитывается матрицей, в которой элемент $f_{ij}^2 = 1$ так же, как и в матрице F_1.

Очевидно, что связь между i-м входом и j-м выходом будет нарушена, а элемент f_{ij} матрицы F примет значение 1, либо вследствие неисправности первого, либо второго элемента, т. е. $f_{ij} = f_{ij}^1 \vee f_{ij}^2$. Так как это справедливо для любого элемента матрицы F, то отсюда следует, что

$$F = F_1 \vee F_2. \qquad (73)$$

Сформулируем в терминах предложенной модели задачу построения контролирующих и диагностических тестов.

Для исправного узла матрицы F и E являются нулевыми, а матрица K_0 единичной диагональной.

Задача построения контролирующего теста формулируется следующим образом: необходимо найти такой входной вектор π или набор входных векторов, который по выходному вектору $\mathbf{Y}$ или набору таких векторов позволил бы определить отличие матриц F и E от нулевых, а матрицы K_0 от единичной.

Задача построения диагносцирующего теста формулируется следующим образом: необходимо найти такой вектор π или набор векторов, который по вектору $\mathbf{Y}$ или набору векторов $\{\mathbf{Y}\}$ позволил бы определить вид матриц F, E и K_0.

Решение указанных задач для некоторых функциональных узлов приводится в пятой главе.

Глава четвертая. СПОСОБЫ И СТРУКТУРЫ СХЕМНОГО КОНТРОЛЯ РАБОТОСПОСОБНОСТИ УЗЛОВ И УСТРОЙСТВ МНОГОТАКТНЫХ ТЕЛЕМЕХАНИЧЕСКИХ СИСТЕМ

12. Классификация методов схемного контроля работоспособности функциональных узлов и устройств многотактных ТМС

Разработанные авторами и известные способы схемного контроля, исследованные применительно к различным функциональным узлам и устройствам многотактных ТМС, проклассифицируем по следующим основным признакам:

1. По принципам определения работоспособности устройства: метод контроля в целом и метод составного контроля;

2. По способам обнаружения искажений анализируемого сигнала:

а) методы контроля, использующие особенности функционирования контролируемого устройства, в том числе особенности (закономерности) нормального функционирования устройства и характерные искажения анализируемого сигнала (совокупности сигналов);

б) методы контроля, использующие собственные обнаруживающие свойства анализируемых сигналов;

в) методы контроля, использующие специальные коды, в том числе алгебраические линейные коды (циклические, групповые), нелинейные коды и арифметические коды (AN-коды, контроль по модулю).

Охарактеризуем кратко особенности методов схемного контроля.

При определении работоспособности КС методом контроля в целом решение о факте работоспособности принимается на основании анализа совместной работы всех либо основных функциональных узлов (элементов). В указанном случае анализируемый сигнал (совокупность сигналов) характеризует совместную работоспособность всех либо основных узлов в составе КС. Примером данного метода является контроль работоспособности устройства по выходному сигналу. В этом случае неисправность, возникшая в любом узле, в связях между узлами, выявляется в УКР только при нарушении работоспособности контролируемой системы в целом. Очевидно, последнее возможно благодаря тому, что анализируется работа не отдельных узлов, а совместная работа всех узлов КС при формировании выходного сигнала. Рассматриваемому методу контроля не свойственна погрешность ложной браковки, имеется возможность контролировать все межэлементные и межузловые связи.

При данном методе контроля состояние КС оценивается, как правило, после получения основного результата. Поэтому время обнаружения неработоспособности t_0 соизмеримо с временем получения результата $T_б$, т. е. $t_0 \leqslant T_б$.

Диагностическая способность УКР, реализующего метод контроля в целом, низка, что обусловлено самим принципом контроля.

При методе составного контроля работоспособность КС в процессе функционирования определяется посредством анализа работоспособности отдельных узлов (элементов), совокупности узлов в составе КС. В указанном случае работоспособность КС характеризует работоспособность отдельного функционального узла и анализируется автономным УКР независимо от остальных сигналов.

Данному принципу обнаружения действительного состояния КС свойственна погрешность ложной браковки, так как неработоспособность автономно контролируемых узлов, не нарушающая правильного функционирования КС в целом, ложно принимается за неработоспособность КС.

Метод составного контроля позволяет с высокой разрешающей способностью (глубиной) диагносцировать причину неработоспособности. Следовательно, при указанном способе КС можно решить и задачу обнаружения неработоспособности и задачу диагностики.

Отметим, что требование локализации причины неработоспособности с высокой точностью ухудшает способность составного контроля обнаруживать отказы межузловых соединений и приводит к увеличению погрешности ложной браковки при определении действительного состояния КС в целом.

Метод составного контроля благодаря принципу, положенному в его основу, позволяет обнаруживать факт неработоспособности, не ожидая конечного результата функционирования

КС. При необходимости несложно добиться условия $t_0 \leqslant t_т$, где $t_т$ — длительность такта.

При составном контроле искажение каждого из автономно анализируемых сигналов может обнаруживаться любым из упомянутых выше методов.

Отметим, что метод, использующий для обнаружения искажений анализируемого сигнала его собственные обнаруживающие свойства, основан на использовании только кодовой избыточности, присущей анализируемому сигналу. В указанном случае анализируемый сигнал представляется в виде кодового вектора, принадлежащего определенному кодовому множеству.

Более подробное описание и анализ упомянутых методов контроля выполняется в последующих параграфах данной главы.

13. Схемный контроль работоспособности комбинационных узлов телемеханических устройств

В данном параграфе рассматриваются способы и структуры схемного контроля наиболее распространенных функциональных комбинационных узлов ТМС, таких как комбинаторы и декомбинаторы.

Работоспособность указанных узлов полностью характеризуется выходным сигналом. Примем, что любое искажение выходного сигнала контролируемого узла недопустимо. Тогда задача СКР сводится к обнаружению искажений выходного сигнала. Эффективность соответствующих методов схемного контроля и аппаратурная погрешность их реализации рассчитывается для декомбинаторов по формулам (32) и (32а), (19), а для комбинаторов по формулам (33) и (19).

Заметим, что для выбранного анализируемого сигнала полнота охвата контролем (q) равна единице. Исследуем прежде всего разновидности метода контроля в целом, максимально использующего закономерности, присущие анализируемому сигналу.

Метод контроля, использующий собственные обнаруживающие свойства выходного сигнала. Рассмотрим вначале данный метод применительно к матричным диодным декомбинаторам с развязывающими (МДК РЭ) и без развязывающих (МДК БРЭ) элементов.

Выходные сигналы МДК образуют кодовое множество $\{\mathbf{Y}\}$, каждый вектор которого $\mathbf{Y} = <y_1 \ldots y_i \ldots y_M>$ имеет постоянный вес $w = 1$. Компоненты y_i рассматриваемых кодовых векторов с постоянным весом есть сигналы, снимаемые с соответствующих выходов МДК. Следовательно, можно обнаруживать искажения (ошибки) выходных сигналов из-за неисправностей в МДК, контролируя постоянство веса указанных сигналов. Указанный способ может быть применен для контроля МДК РЭ неизбыточного кода. При этом обнаруживается любая неисправность в МДК, нарушающая его работоспособность.

Анализ искажений выходного сигнала МДК РЭ неизбыточного кода показал, что при неработоспособности МДК возможны только одиночные ошибки выходного сигнала типа «0 → 1» либо «1 → 0», в результате которых вес кодового вектора изме-

няется на 1 и становится либо нулевым, либо равным двум. Очевидно, что каждое из этих искажений может быть обнаружено своим селектором.

Рассматриваемый способ может быть рекомендован и для контроля МДК избыточных кодов и, в частности, кодов, обнаруживающих ошибки ($d = 2$). Анализ эффективности исследуемого способа контроля МДК, проведенный с учетом одиночных неисправностей элементов МДК и искажений входных сигналов показал, что для МДК РЭ эффективность ($D_м$) не хуже 0,95, а для МДК БРЭ — не хуже 0,9.

Анализ искажений выходного сигнала МДК избыточных кодов показал, что при неработоспособности МДК возможны отклонения веса выходного сигнала от $w = 1$ только в сторону уменьшения. Для данного случая УКР представляет собой одну многовходовую схему совпадений, реализующую функцию вида:

$$\varepsilon = \bigwedge_{i=1}^{M} \bar{y}_i. \tag{74}$$

Применение метода контроля в целом, использующего собственные обнаруживающие свойства выходного сигнала МДК избыточных кодов, не позволяет различить появление на выходе МДК вектора веса 0 из-за неисправности в МДК от его появления при защитном отказе, предусмотренном алгоритмом надежной передачи сигнала по каналу связи. Свободной от указанного недостатка является разновидность рассматриваемого метода контроля, при которой используются собственные обнаруживающие свойства выявляемого кода в сочетании с обнаруживающими свойствами выходного сигнала МДК. При этом способе контроля анализируются совместно входной и выходной сигналы МДК. Анализ состояния входного сигнала МДК осуществляется с помощью специального устройства — анализатора состояния кодовой комбинации (АК). Сигнал на выходе АК (ε_a) сравнивается с сигналом на выходе селектора нуля МДК (ε_0), и при этом вырабатывается сигнал работоспособности МДК ($\varepsilon = \varepsilon_a \oplus \varepsilon_0$) [48]. Структурная схема, реализующая описанный способ контроля, представлена на рис. 32. На рисунке штриховыми линиями изображена реализация данного способа применительно к МДК РЭ, а сплошными — применительно к МДК БРЭ.

Для ряда кодов, нашедших широкое применение в телемеханике, АК реализуется сравнительно просто. Так, для кода на некоторые сочетания АК — это триггер, управляемый по счетному входу.

Метод контроля, использующий собственные обнаруживающие свойства выходного сигнала, нашел применение и для контроля комбинаторов КМ. Множество выходных сигналов комбинатора представляет собой множество кодовых комбинаций, формируемого комбинатором кода.

Указанный выше метод контроля целесообразно использовать для контроля КМ, формирующих коды с постоянным весом, алгебраические линейные коды. При этом обнаруживаются практически все ошибки в выходном сигнале. Для КМ кодов на некоторые сочетания эффективность метода не лучше 0,9. Для комбинатора, формирующего коды на одно сочетание в режиме

параллельного набора кода, УКР представляет собой селектор постоянного веса (пороговый элемент). Так как данный тип КМ в составе кодирующего устройства используется совместно с наборным устройством, то УКР может быть поставлен как на выходе КМ, так и на выходе НУ, т. е. контролировать совместно КМ и НУ. Для комбинатора, формирующего коды на одно сочетание в режиме последовательного набора кода, УКР представляет счетчик импульсов и селектор двоичной записи постоянного веса. Аппаратурная погрешность исследуемого метода контроля КМ, формирующих коды с постоянным весом, в 2—3 раза меньше аппаратурной погрешности дублирования КМ для целей контроля. В то же время аппаратурная погрешность УКР КМ, формирующих линейные алгебраические коды, не меньше аппаратурной погрешности дублирования.

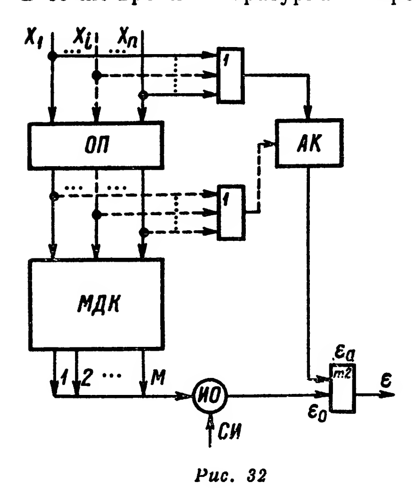


Рис. 32

Метод контроля, использующий специальные коды. В основе данного метода контроля лежит использование корректирующих кодов для обнаружения неработоспособности комбинационных схем. Анализ работ по применению избыточных кодов для обнаружения ошибок в комбинационных схемах позволяет выделить две разновидности указанного метода контроля [29, 49, 50, 51]:

а) метод контроля, при котором кодируется входной сигнал комбинационной схемы в выбранном избыточном контрольном коде;

б) метод контроля, при котором кодируется выходной сигнал.

Рассмотрим возможность использования указанных методов для контроля матричных декомбинаторов с развязывающими и без развязывающих элементов.

Метод контроля работоспособности ДК, использующий кодирование входного сигнала избыточным контрольным кодом

Условимся называть корректирующий код, выбираемый для целей контроля, контрольным кодом. Связь между контрольным кодом и множеством входных сигналов устанавливается выбором оператора кодирования φ: $\{\mathbf{Z}_\nu\} = \varphi\,[\{X_\nu\}]$, где $\{\mathbf{Z}_\nu\}$ — множество кодовых комбинаций контрольного кода на выходе ДК, $\mathbf{Z}_\nu = \langle z_1^\nu, z_2^\nu, \ldots z_i^\nu \ldots z_n^\nu \rangle$; $\mathbf{X}_\nu = \langle x_1^\nu \ldots x_i^\nu \ldots x_m^\nu \rangle$ — множество входных сигналов, т. е. множество кодовых комби-

наций основного кода, преобразуемых ДК; оператор контрольного кодирования φ в общем случае может быть нелинейным.

Одним из требований, предъявляемых к контрольным кодам, является их разделимость. При использовании в качестве контрольных кодов линейных систематических кодов (n, m), заданных порождающей матрицей в приведенно-ступенчатой форме $G = \| I_m P \|$, оператор контрольного кодирования определяется следующим образом:

$$c_j = \oplus \sum_{i=1}^{m} x_i p_{ij}; \quad j = 1, 2, \ldots (n - m), \tag{75}$$

где I_m — единичная матрица; P — матрица размерности $\| m \times (n - m) \|$; x_i — информационные символы контрольного кода, т. е. символы кодируемого входного сигнала МДК; c_j — проверочные символы контрольного кода; p_{ij} — элемент матрицы P, стоящий в i-й строке и j-м столбце.

На основании анализа искажений выходного сигнала неисправного МДК (БРЭ и РЭ), проведенного методами, описанными в гл. 3, сформулируем достаточное условие отсутствия трансформаций (двойных симметричных ошибок) выходных сигналов, рассматриваемых как кодовые векторы с постоянным весом; если кодовая комбинация на входе МДК (РЭ и БРЭ) отстоит по крайней мере на $d = 2$ от любой из рабочих комбинаций (кроме одной), на которые настроен МДК, то неисправность любого одного элемента, нарушающая работоспособность МДК, приведет к появлению нулевого выходного сигнала.

Учитывая приведенное условие, выберем в качестве контрольного код на некоторые сочетания (код с общей проверкой на четность), являющийся линейным систематическим кодом с кодовым расстоянием $d = 2$. Оператор кодирования для выбранного кода с учетом (75) имеет вид:

$$c = \oplus \sum_{i=1}^{m} x_i. \tag{75а}$$

Следовательно, на входе МДК, реализующего выбранный контрольный код, всегда будет иметь место сигнал с $d = 2$, т. е. указанный ДК удовлетворяет приведенному достаточному условию. А потому в качестве схемы, анализирующей выходной сигнал ДКМ, используем селектор нулевого сигнала «И0». Общий вид структурной схемы, реализующей данный способ контроля, приведен на рис. 33. Здесь ККУ — контрольное кодирующее устройство, которое в общем случае включает в себя и элементы контрольной памяти. ККУ вырабатывает проверочные разряды контрольного кода по данному входному сигналу. ДК$_к$ — избыточная часть декомбинатора; «И0» — селектор нулевой комбинации.

Кодирование должно осуществляться только по информации, не содержащей ошибок из-за неисправности контролируемого объекта. Поэтому при контроле ДК БРЭ кодируем сигнал на входе ОП, который и считаем входным сигналом ДК БРЭ (см. рис. 33, сплошные линии, ведущие в ККУ). При контроле ДК РЭ кодируем сигнал на выходе ОП (см. рис. 33, штриховые линии).

Благодаря кодированию сигнала на выходе ОП данный способ контроля позволяет обнаружить, кроме неисправностей элементов ДК, любой устойчивый отказ либо сбой ячейки памяти в составе ОП.

Проанализируем метод контроля в целом, использующий специальные коды, применительно к матричному диодному комбинатору (КМ). При данном методе кодируем в выбранном контрольном коде выходной сигнал КМ. Анализ последствий неисправностей диодов в составе комбинатора показал, что КМ представляет собой квазиасимметричный аппаратурный канал, т. е. канал, в котором из-за неисправности диодов в выходном сигнале возможны ошибки либо типа «0 → 1», либо типа «1 → 0», но не совместно. Для рассматриваемого аппаратурного канала оптимальным разделимым контрольным кодом является код Бергера [52].

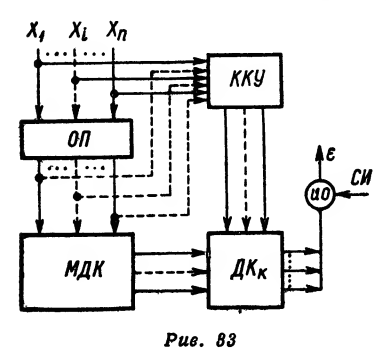


Рис. 83

Суть кода Бергера состоит в следующем. Пусть имеется m информационных символов. Образуем двоичное число, выражающее количество единиц, содержащееся среди информационных символов и заменим в нем все нули на единицы и все единицы — на нули. Полученное в результате описанных действий k-разрядное двоичное число и представляет собой k проверочных знаков рассматриваемого кода. Таким образом, $k = [\log_2 m]$, т. е. k равно наименьшему целому числу, превышающему $\log_2 m$ и $k + m = n$, где n — длина кода Бергера.

Например, при $m = 4$, $k = 3$ и $n = 7$ кодовая комбинация в коде Бергера имеет вид: $<0111100>$, где $<0111>$ — информационные символы; $<100>$ — проверочные символы.

Кодирование, т. е. построение соответствующих проверочных символов осуществляется с помощью контрольного кодирующего устройства (ККУ). Заметим, что ККУ в зависимости от удобства использования в ряде случаев будем называть контрольным комбинатором (ККМ) или контрольным комбинатором начальной установки (ККНУ).

ККМ (ККНУ), на входе которого получаются проверочные разряды кода Бергера, строится следующим образом. Все комбинации основного кода (информационная часть) разбиваются на группы, в которые входят комбинации одинакового веса. Каждой из указанных групп ставим в соответствие k проверочных символов, т. е. инвертированное двоичное число, равное весу кодовых комбинаций, вошедших в эту группу.

Процедура декодирования контрольного кода Бергера, являющегося нелинейным кодом, основывается на вычислении веса информационной части и сравнения полученного числа (в двоичной либо в другой удобной системе счисления) с соответствующим числом, образованным проверочными символами. Возможна и другая процедура декодирования, основанная на

том, что вес информационной части дополняет проверочное число контрольного кода до k-разрядного двоичного числа, состоящего из всех единиц $<11\ \ldots\ 1>_k$.

Обе указанные процедуры декодирования допускают применительно к КМ реализацию параллельным и последовательным контрольными декодирующими устройствами (КДКУ).

На рис. 34 представлены общие структурные схемы, реализующие предлагаемый метод контроля применительно к КМ с параллельно (рис. 34, *а*) и последовательно (рис. 34, *б*) выдаваемыми входными сигналами.

КМ с параллельно выдаваемым выходным сигналом в составе КУ нагружен на ОП. Поэтому в большинстве случаев целесообразней контролировать работоспособность КМ совместно с ОП.

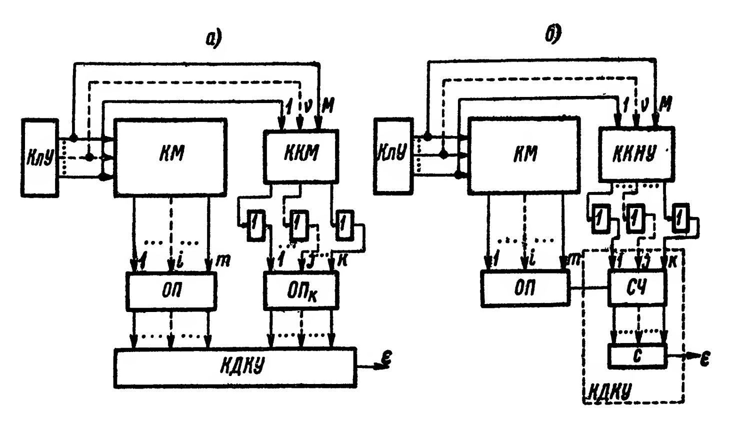


Рис. 34

На рис. 34, *а* рассматривается контроль КМ с использованием параллельного КДКУ; на рис. 34, *б* — контроль КМ с использованием последовательного КДКУ. Реализация устройства приведенного на рис. 34, *б*, возможна при контроле некоторых разновидностей структурных форм КУ, в которых сигнал с ОП считывается последовательно распределителем (см. рис. 4).

Указанный метод целесообразно применять в тех случаях, когда метод, использующий собственные обнаруживающие свойства формируемого кода, не обеспечивает требуемой эффективности либо аппаратурная надежность его реализации не удовлетворяет заданным требованиям.

14. Схемный контроль работоспособности функциональных телемеханических узлов с памятью

В данном параграфе разрабатываются и исследуются способы и структуры схемного контроля работоспособности применительно к основным многотактным функциональным узлам телемеханических устройств, таким как двоичные счетчики

импульсов, распределители, кодопреобразователи, корректоры, а также применительно к функциональным узлам, выполненным на основе триггерной памяти.

1. СХЕМНЫЙ КОНТРОЛЬ РАБОТОСПОСОБНОСТИ ДВОИЧНЫХ СЧЕТЧИКОВ ИМПУЛЬСОВ

Проведенный анализ различных способов контроля синхронных ССч и асинхронных АСч счетчиков позволяет выделить следующие методы контроля с учетом рассмотренной в § 12 классификации методов схемного контроля: метод контроля в целом, использующий особенности функционирования счетчиков, метод контроля в целом, использующий специальные коды.

Указанные методы достаточно подробно исследованы в работах [54—65], поэтому мы их рассматривать не будем.

2. СХЕМНЫЙ КОНТРОЛЬ РАБОТОСПОСОБНОСТИ ЛИНЕЙНЫХ МНОГОТАКТНЫХ ФУНКЦИОНАЛЬНЫХ УЗЛОВ

В данном пункте исследуются способы и структуры схемного контроля основных многотактных функциональных узлов ТМС, выполненных на основе регистров сдвига с линейной логической обратной связью (РСЛЛОС). РСЛЛОС, работающий в неавтономном режиме (см. рис. 26), выполняет функцию кодирования (кодопреобразователь) в составе КУ систематических (циклических) кодов, функцию корректора в составе ДКУ циклических кодов и др. РСЛЛОС, работающий в автономном режиме (см. рис. 24), выполняет в телемеханических устройствах функцию счетной схемы (например, в составе распределителя), функцию кодирования (генератор кодовых последовательностей) в составе КУ циклических кодов и др. Заметим, что РСЛЛОС в автономном режиме иногда называют генератором с регистром сдвига (ГсРС) [17]. В литературе [57] для контроля работоспособности РСЛЛОС предложен метод контроля в целом, использующий специальные коды. При указанном методе контроля состояние (выходной сигнал) линейной ПС кодируется в выбранном контрольном коде, благодаря чему с помощью КДКУ обнаруживаются искажения анализируемого сигнала ПС из-за возникших в ней неисправностей. В дальнейшем выходной сигнал РСЛЛОС рассматривается как совокупность выходных потенциальных сигналов элементарных автоматов Мура (триггерные ЯП, элементы задержки) в составе РСЛЛОС (§ 10).

Как было показано в § 10, сбои и устойчивые отказы элементов памяти синхронных автоматов в момент их возникновения вызывают независимые ошибки в выходном сигнале, поэтому целесообразно для обнаружения указанных ошибок использовать групповые и, в частности, циклические коды.

Исследуем способ контроля работоспособности функциональных узлов на основе РСЛЛОС, использующий групповые коды.

При указанном способе контроля состояния РСЛЛОС кодируются в систематическом групповом коде. Использование систематических контрольных кодов позволяет вводить кодовую

избыточность, не изменяя структуры контролируемой ПС. Предлагаемый способ позволяет контролировать не только РСЛЛОС в процессе выполнения ими любых функций, но и регистры без обратных связей. Следовательно, указанный способ свободен от недостатков, присущих способу контроля, использующему циклические коды.

Общий вид структурной схемы, реализующей предлагаемый способ контроля линейных ПС (неавтономных и автономных), представлен на рис. 35. Обозначения на схеме: ЛПС — линейные переключательные схемы, ПР — проверочные разряды.

Рассмотрим контроль предлагаемым способом РСЛЛОС, выполняющего функции корректора в составе ДКУ циклических кодов.

Определим оператор кодирования состояний (выходных сигналов) контролируемого устройства в контрольном групповом коде.

Ранее (§ 10) для неавтономных линейных ПС была приведена матричная запись оператора переходов

$$a_{t+1} = a_t T \oplus \mathbf{X}_t U$$

или

$$a(t+1) = a(t)\, T \oplus \mathbf{X}(t)\, U. \qquad (76)$$

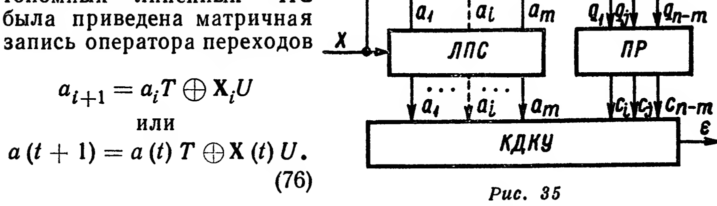


Рис. 35

Вектор внутренного состояния $a(t) = \mathbf{Y}(t)$ имеет вид:

$$a(t) = < a_1(t),\ a_2(t),\ \ldots,\ a_i(t),\ \ldots,\ a_m(t) >;\ a_i(t) \in \{0,\ 1\},$$

где m — число ячеек памяти корректора. Входной сигнал РСЛЛОС имеет вид:

$$\mathbf{X}(t) = < x_1(t),\ x_2(t),\ \ldots\ x_i(t)\ \ldots\ x_s(t) >;\ x_i(t) \in \{0,\ 1\},$$

где s — число входных линий.

Для схемы корректора циклических кодов типа рис. 26 обычно $s = 1$, следовательно, в любой момент времени на входе корректора имеет место единичный либо нулевой сигнал (одномерный вектор). Структурная матрица входной цепи корректора U имеет размерность $\| s \times m \|$ или, с учетом сделанного замечания, $\| 1 \times m \|$. Размерность T-матрицы $\| m \times m \|$.

Состояние i-й ЯП в $(t+1)$-й момент времени можно найти из выражения

$$a_i(t+1) = \sum_{\nu=1}^{m} a_\nu(t)\, \tau_{\nu i} \oplus x(t)\, u_i, \qquad (76а)$$

где $\tau_{\nu i}$ — элемент матрицы T, стоящий в ν-й строке и i-м столбце; u_i — элемент матрицы U, стоящий в i-м столбце. Суммирование здесь и в дальнейшем производится по mod 2.

Для группового систематического кода с порождающей матрицей $G = \| I_m P \|$ оператор кодирования можно представить

в матричной форме:

$$C = aP, \tag{77}$$

где $C = <c_1 c_2 \ldots c_j \ldots c_k>$ — вектор проверочных символов; $a = <\alpha_1 \alpha_2 \ldots \alpha_i \ldots \alpha_m>$ — вектор информационных символов,

$$P = \| p_{ij} \| = \| m \times k \|; \quad c_j = \sum_{i=1}^{m} \alpha_i p_{ij}. \tag{78}$$

Из (54) и (77) для РСЛЛОС получим

$$\left. \begin{aligned} C(t+1) &= a(t+1)P = [a(t)T \oplus X(t)U]P; \\ C(t+1) &= <c_1(t+1),\ c_2(t+1),\ \ldots\ c_k(t+1)> 1, \end{aligned} \right\} \tag{79}$$

где $C(t+1)$ — вектор состояний проверочных разрядов в $(t+1)$ момент времени; $k = n_k - m$ — число проверочных разрядов контрольного кода длины n_k.

Состояние j-го проверочного разряда определим, используя выражения (76) и (78):

$$c_j(t+1) = \sum_{i=1}^{m} a_j(t+1) p_{ij} =$$

$$= \sum_{i=1}^{m} \left[\sum_{\nu=1}^{m} a_\nu(t) \tau_{\nu i} \oplus x(t) u_i \right] p_{ij}. \tag{79а}$$

Выражения (79) и (79а) определяют вид линейного оператора кодирования, с помощью которого по состоянию РСЛЛОС в момент времени t можно определить состояние проверочных разрядов (j-го проверочного разряда, $j = 1, 2, \ldots k$) в момент времени $(t+1)$.

Примем в качестве элементарных автоматов, соответствующих проверочным разрядам триггеры со счетным входом. Определим функцию возбуждения проверочных разрядов, состояние которых изменяется в соответствии с (79) и (79а).

Представим функцию возбуждения проверочных разрядов $q(t)$ в виде вектора, компонентами которого являются функции возбуждения каждого из $(n_k - m)$ проверочных разрядов, т. е. $q(t) = <\xi_1(t), \xi_2(t) \ldots \xi_j(t) \ldots \xi_k(t)>$. Для триггера со счетным входом оператор переходов имеет вид: $C(t+1) = C(t) \oplus q(t)$. Отсюда

$$q(t) = C(t+1) \oplus C(t). \tag{80}$$

Распространяя (80) на $q(t)$, рассматриваемую как вектор, с учетом (77) получим

$$q(t) = a(t+1)P \oplus a(t)P = [a(t+1) \oplus a(t)]P =$$

$$= [a(t)(T \oplus E) \oplus X(t)U]\overline{P} = [a(t)T' \oplus X(t)U]P. \tag{81}$$

Используя (79а) и (80), можно определить функцию возбуждения j-го проверочного разряда $\xi_j(t)$:

$$\xi_j(t) = \sum_{i=1}^{m} \left[\sum_{\nu=1}^{m} \alpha_\nu(t) \tau_{\nu i} \oplus x(t) u_i \right] p_{ij} \oplus \left[\sum_{i=1}^{m} \alpha_i(t) p_{ij} \right]. \tag{82}$$

При синтезе УКР удобней использовать в качестве оператора контрольного кодирования выражения (81) и (82).

Оператор декодирования контрольного группового кода при потактном обнаружении ошибок в анализируемом сигнале имеет вид:

$$\mathbf{S} = bH_k; \quad \mathbf{S} = < s_1 s_2 \ldots s_j \ldots s_k >; \tag{83}$$

$$s_j(t) = c_j^*(t) \oplus \left[\sum_{i=1}^{m} \alpha_j^*(t)\, p_{ij} \right]; \quad \varepsilon(t) = \bigvee_{j=1}^{k} s_j(t), \tag{84}$$

где b — вектор контрольного кода, искаженный в общем случае ошибкой; $c_j^*(t)$ и $\alpha_i^*(t)$ — состояния j-го проверочного и i-го информационного разрядов, искаженных ошибкой; $s_j(t)$ — значение j-й компоненты синдрома; $\varepsilon(t)$ — сигнал ошибки.

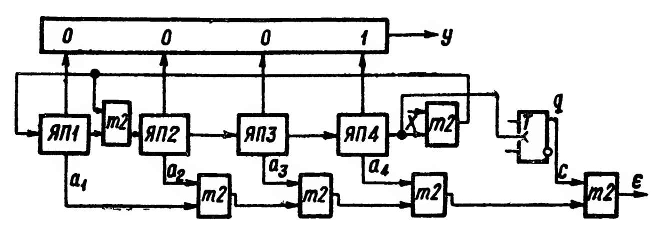


Рис. 36

При потактном контроле, благодаря разделимости контрольного кода селектор избыточного корректора настраивается на комбинацию $<00 \ldots 001>$ так же, как и селектор исходного корректора.

Выше было показано, что для принятой в работе модели неисправностей неработоспособность РСЛЛОС может быть гарантийно обнаружена при использовании контрольного группового кода с $d = 2$, т. е. $(n_k, n_k - 1)$-кода с общей проверкой на четность. Структурная схема, реализующая указанный способ контроля корректора с помощью систематического кода (5, 4) приведена на рис. 36. Аналогично могут быть синтезированы ККУ и КДКУ для любого контрольного группового кода, заданного матрицей $G = \| I_m P \|$.

Анализ сложности УКР, использующего предлагаемый способ контроля, показал, что для реализации потактного обнаружения ошибок выходного сигнала в соответствии с (81), (82) и (84) потребуется $k = n_k - m$ дополнительных ЯП; число сумматоров по mod 2 для КДКУ — $N_\oplus \approx 0{,}5 n_k (n_k - m)$; число сумматоров для ККМ определяется конкретным видом структурных матриц T, U и кодирующей матрицы P.

Для выбранного контрольного кода $(n_k, n_k - 1)$ потребуется одна избыточная ЯП и $(n - 1)$ сумматоров по mod 2.

Предлагаемый способ контроля допускает и периодический контроль (самоотключение неисправной ПС), при котором ошибка обнаруживается один раз за цикл. В указанном случае из-за

любого сбоя, вызывающего ошибки в пределах обнаруживающей способности контрольного кода, РСЛЛОС начинает воспроизводить запрещенные кодовые комбинации, заведомо не регистрируемые селектором. При периодическом контроле селектор избыточного корректора настраивается на комбинацию вида

$$b = < 000 \ldots 1 c_1 c_2 \ldots c_j \ldots c_k >,$$

где c_j определяется из (79а). Следовательно, селектор избыточного корректора, работающего в коде $(n_k,\ n_k - 1)$, настраивается на комбинацию $b = <00 \ldots 011>$. Рассмотренная разновидность предложенного способа контроля обнаруживает сбой любой ЯП корректора, т. е. $D_{\text{м}}^{\text{сб}} = 1$, и практически любой отказ, т. е. эффективность метода по отказам $D_{\text{м}}^{\text{от}} \to 1$.

Сложность реализации периодического контроля определяется числом избыточных ЯП ($N_{\text{ЯП}}$) и $N_{\oplus}^{\text{ККУ}}$. Для контрольного кода $(n_k,\ n_k - 1)$ имеем $N_{\text{ЯП}} = 1$; $N_{\oplus} = 1$.

Исследуем способ контроля, использующий групповые коды применительно к РСЛЛОС, выполняющему функции кодирования в составе КУ систематических (циклических) кодов (рис. 13, 24).

Как было отмечено в § 10, у РСЛЛОС в процессе кодирования информации различаем два режима: режим формирования проверочных символов основного кода и режим выдачи проверочных символов в линию связи. В § 10 были приведены матричные уравнения, описывающие функционирование РСЛЛОС в обоих режимах работы.

Структурная схема РСЛЛОС в первом режиме полностью эквивалентна рассмотренной выше схеме РСЛЛОС, выполняющего функции корректора. Анализ показал, что все полученные выше результаты относительно исследуемого способа контроля и его структурных реализаций в принципе могут быть использованы в указанном режиме.

Найдем оператор контрольного кодирования регистра сдвига в режиме выдачи проверочных символов.

Структурные матрицы РС без обратной связи имеют вид;

$$T = \begin{Vmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 \ldots 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \ldots 0 \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ 0 & 0 & 0 & 0 \ldots 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 \ldots 0 \end{Vmatrix}; \quad U = < 0000 \ldots 00 >.$$

Функция возбуждения находится из уравнений:

$$q(t) = a(t)\, P\, [T \oplus E] = a(t)\, PT', \tag{85}$$

$$\xi_i(t) = \sum_{i=1}^{m} \left[\sum_{\nu=1}^{m} \alpha_\nu(t)\, \tau_{\nu i} \right] p_{ij} \oplus \left[\sum_{i=1}^{m} \alpha_i(t)\, p_{ij} \right]. \tag{86}$$

Таким образом, при смене режимов в процессе кодирования основной информации необходимо переходить от функций воз-

буждений контрольных разрядов, определенных по (81) и (82), к функциям возбуждения, определенным по (85), (86).

Воспользовавшись приведенной выше методикой, можно найти операторы контрольного кодирования и декодирования в групповом систематическом коде функциональных узлов, выполненных на основе ГсРС, а также регистров сдвига без обратной связи и с обратной связью типа $1 + x^m$.

3. СХЕМНЫЙ КОНТРОЛЬ РАБОТОСПОСОБНОСТИ РАСПРЕДЕЛИТЕЛЕЙ

Схемный контроль работоспособности распределителей, выполненных на основе регистров сдвига

Метод контроля в целом, использующий особенности (закономерности) нормального функционирования распределителей. Исследуем предлагаемый способ контроля применительно к замкнутому АР. На основании работы АР (рис. 25) было установлено, что при нормальном функционировании замкнутого АР каждый тактовый импульс (x_j) вызывает переход одной ЯП из «0» в «1» и появление соответствующего выходного импульса (da_i), т. е.

$$x_1 \vee x_2 = Da_0 = \bigvee_{i=1}^{n} d\bar{a}_i, \qquad (87)$$

где x_j — тактовые импульсы АР, Da_i; $d\bar{a}_i$ — полный и частный импульсные выходные сигналы i-й ЯП в составе АР. Следовательно, если контролировать указанную закономерность, то сигнал ошибки должен появляться всякий раз при ее нарушении, т. е. УКР должно реализовать следующую булеву функцию:

$$\varepsilon = Da_0 \overline{\bigvee_{i=1}^{n} d\bar{a}_i} \vee \overline{Da_0} \bigvee_{i=1}^{n} d\bar{a}_i = Da_0 \oplus \bigvee_{i=1}^{n} d\bar{a}_i. \qquad (88)$$

В процессе функционирования разомкнутого АР $d\bar{a}_1 = 0$, поэтому, чтобы использовать (87) для целей контроля, необходимо включить в логическую сумму импульсный сигнал da_n компенсирующий отсутствие $d\bar{a}_1$. Тогда получим

$$Da_0 = da_0 \vee d\bar{a}_0 = \bigvee_{i=2}^{n} d\bar{a}_i \vee da_n. \qquad (89)$$

Рассмотренный способ контроля не обнаруживает только неисправностей, возникающих в момент действия тактовых импульсов, следовательно, погрешность метода

$$П_{\text{м}} = p(\bar{S}_{\text{н}})/p(\bar{S}) = \lambda \frac{t_{\text{т}}}{\theta} n/(\lambda t_{\text{т}} n) = 1/\theta.$$

Уже при $\theta \geqslant 10$ указанный способ обеспечивает методическую эффективность $D_{\text{м}} \geqslant 0{,}9$. Структурная реализация предложенного способа контроля приведена на рис. 37. Для обнаружения упомянутых выше неисправностей вводится ПЭ с порогом $\eta = 2$ (либо элемент сравнения), который сработает, если число

импульсных сигналов с выходов ЯП будет больше одного (на рис. 38 ПЭ обозначен штриховыми линиями).

Исследованный способ может быть применен для контроля АР с любым числом тактовых цепей. В общем случае для замкнутого АР с ρ тактовыми цепями булева функция, реализуемая УКР, имеет вид:

$$\varepsilon = \bigvee_{j=1}^{\rho} x_j \oplus \bigvee_{i=1}^{n} \overline{da_i}. \qquad (90)$$

УКР типа (90) может быть использовано и для контроля АР с перекрестными связями [58].

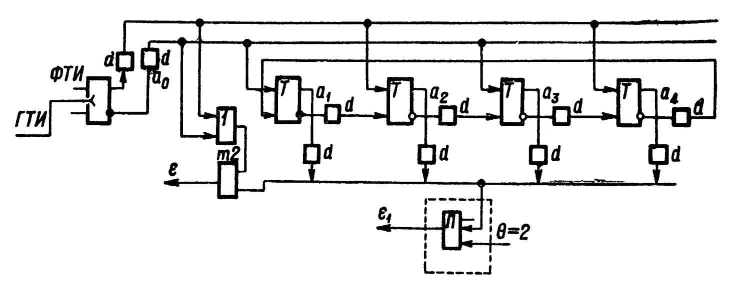


Рис. 37

Для указанной разновидности распределителей применение метода, использующего специальные коды, для целей контроля нецелесообразно, так как при такой же методической эффективности, как и у рассмотренных выше способов контроля, его аппаратурная погрешность оказывается больше.

Если к контролю предъявляется требование локализации неисправности с точностью до триггерной ячейки, то состояние указанных распределителей целесообразно определять методом составного контроля. При составном контроле о работоспособности распределителя судим по работоспособности отдельных ЯП в его структуре. При этом контроль каждой ЯП осуществляется индивидуальным УКР, описанным в п. 4 настоящего параграфа.

Схемный контроль работоспособности распределителей, выполненных на основе ПС с ДКС

Выходным сигналом указанной разновидности распределителей (Р) является сигнал, снимаемый с выходных шин ДКС. Выходной сигнал Р рассматривается как кодовый вектор, принадлежащий к коду с весом $w = 1$. Любое искажение выходного сигнала Р является признаком его неработоспособности.

В указанном типе распределителей устойчивый отказ и сбой любой ЯП в составе ПС, изменяющие ее состояние, отказ диода, нарушающий работоспособность ДКС, приводят к неработоспособности Р, т. е. к искажению его выходного сигнала по отношению к ожидаемому.

Применить метод контроля в целом, использующий собственные обнаруживающие свойства выходного сигнала Р, выполненного на основе ПС с ДКС РЭ и тем более с ДКС БРЭ нельзя, ибо любой отказ и сбой ЯП в составе ПС, работающий в неизбыточном коде, приводит к трансформации выходного сигнала Р. Поэтому применительно к указанному объекту контроля представляет интерес исследовать метод контроля в целом, использующий специальные коды и метод составного контроля.

Метод контроля в целом, использующий специальные коды. Для обнаружения неработоспособности распределителя с помощью указанного метода контроля в качестве анализируемого рабочего сигнала, характеризующего совместную работоспособность ПС и ДКС, выбираем выходной сигнал распределителя.

Рис. 38

Суть исследуемого метода контроля распределителя, выполненного на основе ПС с ДКС, заключается в следующем. ПС в составе Р благодаря введенной кодовой избыточности работает в выбранном контрольном коде. Следовательно, на входе ДКС присутствует избыточный сигнал. ДКС, реализующий избыточный контрольный код, как было указано, позволяет достаточно просто обнаружить устойчивые отказы и сбои элементов ПС и ДКС в пределах, предусмотренных обнаруживающей способностью контрольного кода. Общая структурная схема, реализующая предложенный метод контроля Р с помощью систематических контрольных кодов, приведена на рис. 38. На схеме через ИДКС обозначен избыточный ДКС, т. е. ДКС, реализующий избыточный контрольный код.

По указанной блочной структуре может быть реализован контроль распределителей, выполненных на основе ССч с ДКС либо ГсРС с ДКС. Для контроля распределителей на основе АСч с ДКС целесообразно кодировать внутренние состояния АСч в неразделимом арифметическом коде (AN-коды [17]). При этом введенная в АСч избыточность также реализуется для целей контроля с помощью избыточного ДКС и КДКУ (см. рис. 38).

Отметим, что рассмотренный способ не позволяет диагносцировать причину неработоспособности распределителей на основе ПС с ДКС.

Метод составного контроля распределителей, выполненных на основе ПС с ДКС. При предлагаемом методе контроля действительное состояние распределителя устанавливается по результатам контроля отдельных узлов в его составе, каждый из которых контролируется автономным УКР. Используя результаты исследования способов контроля ПС (см. п. 2), можно уста-

новить, что метод составного контроля распределителей в принципе может обеспечить диагностику неисправностей с точностью до отказавшей ЯП в составе ПС либо обнаружить неисправность ДКС.

Заметим, что применение данного метода с целью контроля работоспособности и локализации причины неисправности Р имеет смысл только при условии, что контролируемые узлы в составе Р взаимно развязаны. При взаимном влиянии узлов (например, при использовании ДКМС БРЭ) метод составного контроля может использоваться только для обнаружения факта неработоспособности.

Для контроля работоспособности ССч либо ГсРС в составе Р целесообразно использовать систематический групповой код с общей проверкой на четность.

Для контроля АСч в составе Р наиболее целесообразно применить способ, использующий особенность нормального функционирования АСч.

При методе составного контроля ДКС в составе распределителя реализует неизбыточный код и для обнаружения неработоспособности наиболее целесообразно использовать собственные обнаруживающие свойства его выходного сигнала (см. § 13). Структурные реализации предлагаемого способа контроля ДКС были рассмотрены выше (см. рис. 32).

Все описанные способы составного контроля распределителей, выполненных на основе ПС с ДКС РЭ, гарантированно обнаруживают любой одиночный устойчивый отказ и сбой, нарушающие работоспособность Р, и локализуют неисправность с точностью до функционального узла ПС либо ДКС РЭ.

4. СХЕМНЫЙ КОНТРОЛЬ РАБОТОСПОСОБНОСТИ ФУНКЦИОНАЛЬНЫХ УЗЛОВ, ВЫПОЛНЕННЫХ НА ОСНОВЕ ТРИГГЕРНОЙ ПАМЯТИ

Под триггерной памятью (ТП) телемеханических устройств понимаем совокупность независимых триггерных ячеек памяти с раздельным управлением (входами), т. е. ЯП, не связанных между собой логической (комбинационной) сетью.

На основе ТП выполняется ряд основных узлов КУ и ДКУ систем телемеханики, таких как наборные блоки (оперативная память ОП), узлы пуска и запасания (УЗП), индивидуальные выходные цепи управления или сигнализации (ИВЦ) и др. Во всех указанных узлах основная функция, выполняемая ТП — хранение записанной в ней информации.

В соответствии с данным определением, работоспособность ТП полностью определяется работоспособностью ЯП в ее составе. Ячейка памяти, триггер с раздельным потенциально-импульсным управлением (рис. 19), представляет собой элементарный автомат Мура-Мили, имеющий следующую матрицу переходов [60]:

$q_0(t)$	$q_1(t)$	$a(t)$ $a(t+1)$
χ	0	$0 \longrightarrow 0$
0	1	$0 \longrightarrow 1$
1	0	$1 \longrightarrow 0$
0	χ	$1 \longrightarrow 1$,

χ — неопределенный коэффициент, т. е. значение данной функции возбуждения (входного сигнала) не влияет на соответствующий переход.

Одновременная подача на оба входа триггера сигналов, равных единице, запрещена. Таким образом, функция переходов триггера с раздельными входами (управлением) имеет вид [60]:

$$a(t+1) = q_1(t) \vee \bar{q}_0(t)\, a(t). \tag{91}$$

При функционировании рассматриваемой ЯП в составе ТП различаем два режима (операции): режим обращения к памяти (запись информации в память либо подтверждение хранимой информации) и режим хранения информации в памяти.

Ячейка ТП в процессе функционирования считается работоспособной, если ее выходной сигнал (импульсный и потенциальный) в произвольный момент времени соответствует ожидаемому выходному сигналу при известных входном сигнале и состоянии в тот же момент времени. Данное определение означает, что работоспособная ЯП в режиме обращения и хранения должна функционировать согласно приведенной матрице переходов.

Схемный контроль работоспособности триггерной ЯП. Ранее решалась задача контроля триггера со счетным входом в составе счетчика импульсов. Спецификой рассматриваемой ЯП по сравнению с триггером со счетным входом, как это следует из матрицы переходов, является то, что не любой входной сигнал вызывает изменение ее состояния. Указанное обстоятельство затрудняет контроль индивидуальной ЯП (триггера с раздельными входами).

Для контроля триггерной ЯП предлагается способ, использующий особенность ее нормального функционирования [61]. Пусть $y_1(t) = da(t)$ — выходной импульсный сигнал ЯП, принимающий значение «1» при переходе триггера «1 $\to$ 0»; $y_0(t) = d\bar{a}(t)$ — выходной импульсный сигнал ЯП, принимающий значение «1» при переходе триггера «0 $\to$ 1». Тогда, согласно матрице переходов, получим функции выходов ЯП как автомата Мили:

$$y_1(t) = a(t)\, q_0(t); \quad y_0(t) = \bar{a}(t)\, q_1(t).$$

Полный выходной импульсный сигнал

$$Y_0(t) = Da(t) = a(t)\, q_0(t) \vee \bar{a}(t)\, q_1(t). \tag{92}$$

Соотношение (92) определяет ожидаемый импульсный сигнал на выходе работоспособной ЯП в момент времени t.

Предлагаемый способ контроля основан на том, что фактический выходной сигнал ЯП $[Y_ф(t)]$ сравнивается с ожидаемым выходным сигналом $[Y_0(t)]$ и в случае их несовпадения вырабатывается сигнал ошибки $\varepsilon(t)$.

Таким образом, учитывая (92), получим

$$\varepsilon(t) = Y_0(t) \oplus Y_ф(t) = [a(t)\, q_0(t) \vee \bar{a}(t)\, q_1(t)] \oplus Y_ф(t). \tag{93}$$

На рис. 39 приведено УКР, реализующее предлагаемый способ контроля, согласно контрольному соотношению (93).

Незначительным усложнением УКР (см. штриховые линии

на рис. 41) можно добиться исправления сбоев, подавая вырабатываемый сигнал ошибки ε по цепи обратной связи на счетный вход триггера. Кроме того, предлагаемый способ контроля позволяет отличить сбой от устойчивого отказа. Для этого на выходе УКР необходимо ввести накопитель с $t_{н} \geqslant t_{пер}$, где $t_{пер}$ — время переходного процесса в триггере. Тогда в случае устойчивого отказа по цепи обратной связи начинает циркулировать сигнал ошибки и накопитель, интегрируя его, вырабатывает сигнал устойчивого отказа.

Используя выражение (19), определили, что аппаратурная погрешность предлагаемого способа контроля $П_a \leqslant 0,3$. Аппаратурная погрешность контроля, использующего дублирование контролируемой ЯП, $П_a > > 0,5$.

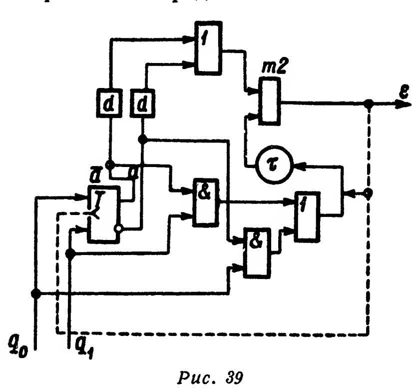


Рис. 39

Метод составного контроля ТП. Данный способ контроля предполагает использование для каждой ЯП в составе ТП автономного УКР, описанного выше. При этом сигнал неработоспособности ТП $\varepsilon(t) = \bigvee_{i=1}^{m} \varepsilon_i(t)$, где $\varepsilon_i(t)$ сигнал неработоспособности (ошибки) i-й ЯП. Предлагаемый способ можно применить для контроля всех известных функциональных узлов на основе ТП. Очевидно, что при указанном способе контроля возможна диагностика причины неработоспособности ТП с точностью до отказавшей ЯП. Сложность реализации метода составного контроля меньше, чем у метода, использующего групповые коды с параллельным КДКУ.

15. Схемный контроль работоспособности КУ и ДКУ многотактных ТМС

В данном параграфе рассматриваются способы и структуры схемного контроля работоспособности КУ и ДКУ многотактных ТМС. Ограниченность объема книги наложила отпечаток на методику изложения данного материала. В частности, отсутствует возможность глубокого сравнительного анализа различных способов контроля и их схемной реализации применительно к каждой группе КУ и ДКУ согласно классификации, приведенной в гл. 1.

Метод контроля в целом, использующий собственные обнаруживающие свойства выходного сигнала. При указанном методе контроля выходной сигнал анализируется в целом как кодовый вектор, принадлежащий определенному кодовому множеству. Следовательно, при данном методе контроля КУ искажение анализируемого сигнала обнаруживается с помощью закономерностей его построения как кодового вектора, т. е. благодаря из-

быточности, введенной в сигнал для борьбы с помехой в канале связи. На рис. 40 приведена структурная схема контроля КУ. Указанная структура может быть использована для контроля КУУТ и КУГКП. На выходе УКР устанавливается селектор (С), настроенный на фиксированное состояние и опрашиваемый в конце цикла контроля ($I_б$) импульсом опроса (ИО).

Структура УКР, реализующего предлагаемый метод контроля КУУТ, определяется спецификой формулируемого кода. Для КУ, формирующих коды на некоторые сочетания, основу УКР составляет триггер со счетным входом; коды с постоянным весом — счетчик импульсов; циклические коды — корректор на основе РСЛЛОС и т. д.

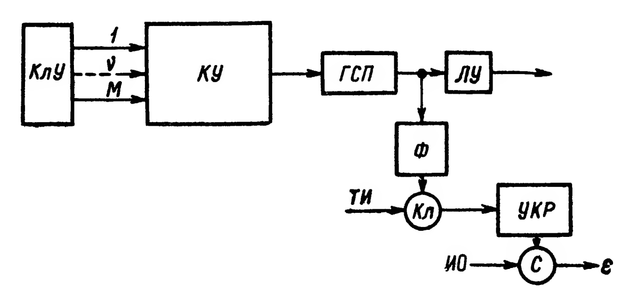


Рис. 40

Отметим, если КУ используется в составе замкнутой ТМС (например, ТУ—ТС), то в качестве УКР может использоваться часть аппаратуры ДКУ, установленной в том же полукомплекте данной ТМС, при условии, что код, используемый в обратном канале связи, совпадает с формируемым кодом и аппаратура ДКУ контролируется. Кодирующие устройства специальных и, в частности, систематических кодов (КУСК) раздельно формируют информационную часть кодовой комбинации, которая представляет собой неизбыточный код и проверочную часть (проверочные символы). Поэтому использовать обнаруживающие свойства выходного сигнала (формируемого кода) для контроля работоспособности КУСК так же, как было описано выше применительно к КУУТ и КУГКП, нельзя. Действительно, любой отказ КМ, ОП, схем совпадений, формирующих информационные элементы основного кода приводят к трансформации выходного сигнала (кодовой комбинации) и, следовательно, не будут обнаружены.

Для того, чтобы применить данный метод к рассматриваемым КУ, необходимо воспользоваться априорным знанием передаваемой кодовой комбинации основного кода.

Исследуем данный метод контроля применительно к КУ циклических кодов (рис. 6). Указанные КУ реализуют следующий оператор кодирования основного кода:

$$\Gamma(x) = x^{n-m}a(x) + r(x); \tag{94}$$

$$r(x) = x^{n-m}a(x) \bmod g(x), \tag{94а}$$

где $a(x)$ — кодируемая комбинация (информационная часть кода) в полиномиальной форме степени $(m - 1)$; $g(x)$ — порождающий многочлен циклического кода степени $k = n - m$; $r(x)$ — вычет $x^{n-m}a(x)$ по mod $g(x)$ в полиномиальной форме степени $k-1 = n - m - 1$; $\Gamma(x)$ — кодовый вектор формируемого кода в полиномиальной форме степени $(n - 1)$.

Из (94) и (94а) имеем, что $\Gamma(x) \equiv 0 \mathrm{mod}\, g(x)$, т. е.

$$x^{n-m}a(x) + r(x) \equiv 0 \bmod g(x).$$

Следовательно, чтобы контролировать правильность формирования кодовой комбинации основного кода $\{\Gamma^{\nu}(x)\}$, достаточно в контрольный РСЛЛОС (РСЛЛОСк), реализующий деление на $g(x)$, записать в исходном состоянии с помощью контрольного комбинатора начальной установки (ККНУ) ожидаемый остаток $r^{\nu}(x)$.

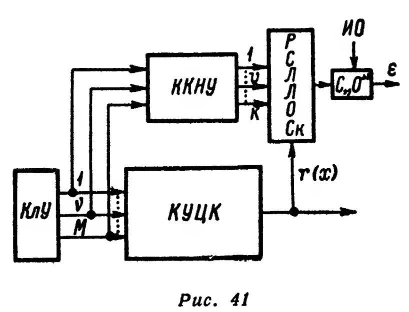


Рис. 41

При работоспособном КУ после контрольного декодирования основного кода РСЛЛОСк должен находиться в нулевом состоянии; при любом обнаруживаемом искажении выходного сигнала состояние РСЛЛОСк отлично от нулевого.

Структурная реализация предлагаемого способа контроля КУ циклических кодов представлена на рис. 41. Аппаратурная реализация предлагаемого способа проще, чем дублирование аппаратуры КУ. Рассмотренный способ контроля КУ циклических кодов и его структурная реализация полностью применима и к КУ групповых кодов с учетом специфики функционирования и реализации последних.

При контроле ДКУ обнаружение искажения выходного сигнала осуществляется благодаря использованию избыточности обрабатываемого кода и выходного сигнала ДКУ. Применение данного метода контроля ДКУ принципиально возможно благодаря тому, что ошибки в обрабатываемом сигнале (кодовой комбинации) из-за неисправности узлов ДКУ находятся в пределах обнаруживающей способности основного кода. Предлагаемый способ существенно использует функцию защитного отказа, выполняемую работоспособным ДКУ. Поэтому для контроля в целом ДКУ, обрабатывающих коды, только исправляющие ошибки, данный способ принципиально не применим. Действительно, любая ошибка в обрабатываемом сигнале из-за неработоспособности аппаратуры будет либо исправлена, либо вызовет трансформацию выходного сигнала, рассматриваемого как кодовый вектор постоянного веса (w), равного 1. Метод контроля, использующий собственные обнаруживающие свойства выходного сигнала ДКУ, применяется для контроля ДКУУТ и ДКУ ГКП. Применять его для контроля ДКУСК малоэффективно ввиду особенностей структурных форм указанной группы ДКУ.

Структурная реализация исследуемого способа контроля ДКУУТ и ДКУ ГКП, обрабатывающих коды, обнаруживающие либо обнаруживающие и исправляющие ошибки, приведена на рис. 42.

Импульсы опроса анализатора выходного сигнала (С «0») формируются специальным времязадающим устройством (ВЗУ) либо сбрасывающим устройством (СУ).

Для различения устойчивого отказа ДКУ от сбоя либо защитного отказа (ЗО) необходимо предусмотреть переспрос по каналу обратной связи либо, если такой возможности нет, включение программного контроля. Результаты дублирования накапливаются в накопителе (Н), на выходе которого вырабатывается сигнал устойчивого отказа. При данном способе контроля не различаются сигнал сбоя и сигнал ЗО, в этом определенный недостаток способа.

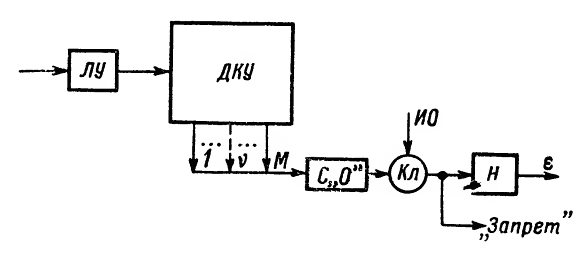


Рис. 42

Анализ искажений выходного сигнала ДКУ из-за неисправностей различных узлов в составе ДКУУТ и ДКУ ГКП показал, что возможно появление либо нулевого выходного сигнала, либо трансформированного. Поэтому анализатор выходного сигнала суть селектор нулевого сигнала (С «0»).

Метод контроля в целом, использующий специальные коды. При данном методе контроля действительное состояние объекта контроля (КУ и ДКУ) устанавливается с помощью специального контрольного кода, в который перекодируется анализируемый сигнал (в большинстве случаев выходной сигнал), характеризующий работоспособность объекта контроля [62].

Контрольный код должен быть разделимым кодом. Благодаря этому структура контролируемого объекта практически не изменяется. Применительно к КУ указанное требование означает то, что код, посылаемый в канал связи, не должен искажаться в результате контрольного кодирования.

Рассмотрим метод контроля, использующий специальные коды, применительно к кодирующим устройствам. В качестве информационной части контрольного кода принимается полностью весь формируемый код длины n. Имеющаяся избыточность основного (формируемого) кода при выборе и оценке обнаруживающих свойств контрольного кода частично учитывается тем, что полное множество комбинаций контрольного кода считается равным не 2^n, а 2^m, где m — длина информационной части основного кода формируемого КУ.

Общая структурная реализация рассматриваемого метода контроля, удовлетворяющего предъявленному требованию, приведена на рис. 43. Данная структурная реализация справедлива для всех групп КУ.

Метод контроля в целом, использующий специальные коды, применяется для контроля работоспособности ДКУУТ и ДКУ ГКП.

В многотактных ДКУУТ входной сигнал, поступающий последовательно из канала связи, преобразуется в параллельный сигнал, записанный в ОП (элементарные операции записи и хранения входного сигнала в ОП). Поэтому поступающий из канала сигнал (точнее, сигнал на выходе УВСП) рассматривается при образовании контрольного кода как его информационная часть, по которой в соответствии с выбранным оператором кодирования строится проверочная часть.

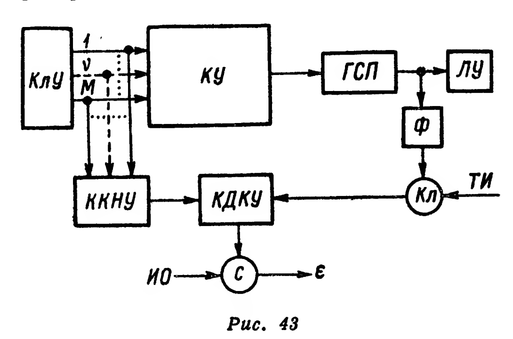


Рис. 43

Для декодирования контрольного кода в декомбинатор основного кода вводится дополнительная контрольная аппаратура (ДКк), благодаря которой реализуются обнаруживающие свойства контрольного кода. Выходные сигналы избыточного ДК так же, как и в предыдущих случаях, рассматриваются как кодовые векторы постоянного веса ($w = 1$), искажения которых обнаруживаются с помощью специального анализатора (составная часть КДКУ).

Предлагаемый способ целесообразно применять для контроля различных структурных форм ДКУУТ, которые обрабатывают коды, обнаруживающие ошибки. Применение указанного способа для контроля ДКУУТ, обрабатывающих коды с коррекцией ошибок, нарушает (уменьшает) корректирующие возможности кода, а потому неэффективно.

На рис. 44 представлена структурная схема, реализующая данный метод контроля применительно к ДКУУТ. Предлагаемый способ контроля указанной группы ДКУУТ имеет недостаток, заключающийся в том, что не различаются сигналы ошибки (неработоспособности) и сигналы ЗО. Для уменьшения методической погрешности ложной браковки, обусловленной указанным недостатком, используется переспрос, как правило предусмотренный системой ТУ—ТС, либо запрос на включение программного контроля.

Исследуем метод контроля, использующий специальные коды, применительно к ДКУ ГКП, выполненным на основе УРС. При указанном методе контроля ДКУ ГКП в выбранном контрольном коде кодируются выходные потенциальные сигналы (внутренние состояния) УРС, рассматриваемого как синхронный автомат Мура. Любой отказ ЯП в составе УРС, нарушающий его работоспособность в момент возникновения отказа, вызывает в выходном сигнале УРС одиночную ошибку. Следовательно, при потактном контроле ДКУУРС достаточно в качестве контрольного кода выбрать систематический код (n_k, $n_k - 1$), т. е. код с общей проверкой на четность.

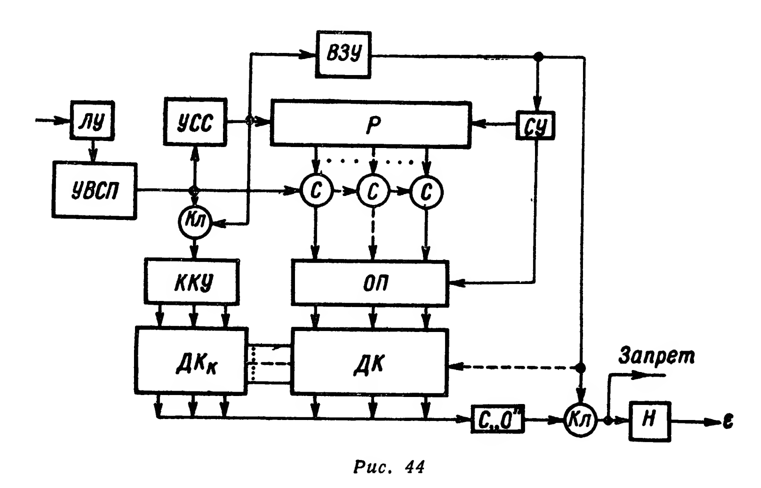


Рис. 44

Найдем оператор контрольного кодирования внутренних состояний УРС в систематическом групповом коде (n, m). В соответствии с (55) оператор переходов УРС имеет вид:

$$a(t+1) = a(t)\,TV(t) = a(t)\,V'(t), \tag{95}$$

где $V'(t) = TV(t)$; $a(t) = < a_1(t)\ \ldots\ a_j(t)\ \ldots\ a_m(t) >$.

В (95) имеет место логическое умножение, т. е. компоненты перемножаемых векторов (строки и столбца) складываются логически. Тогда

$$a_j(t+1) = \bigvee_{\nu=1}^{m} a_\nu(t)\, v_{\nu j}(t). \tag{95а}$$

Для дискретного автомата, работающего в систематическом коде, состояния проверочных разрядов в любой момент времени определяются следующим образом: $c(t+1) = a(t+1)\,P$. Напомним, что P — подматрица порождающей матрицы G контрольного группового кода: $G = \| I_m P \|$. С учетом (95) имеем

$$c(t+1) = a(t)\,V'(t)\,P. \tag{96}$$

Состояние j-го проверочного разряда в $(t+1)$ момент времени, учитывая (95а), определяется с помощью выражения

$$c_j(t+1) = \sum_{i=1}^{m} a_i(t+1)\, p_{ij} = \sum_{i=1}^{m} \left[\bigvee_{\nu=1}^{m} a_\nu(t)\, v_{\nu j}(t) \right] p_{ij}. \qquad (96а)$$

Функцию возбуждения проверочных разрядов (триггеры со счетным входом) $q_c(t)$ определим, воспользовавшись соотношением $q_c(t) = c(t+1) \oplus c(t)$. Подставив в указанное выражение $c(t+1)$ из (96), получим

$$q_c(t) = a(t)\, V'(t)\, P \oplus a(t)\, P = a(t)[V'(t) + \oplus E]\, P; \qquad (97)$$

$$\xi_j(t) = \sum_{i=1}^{m} \left[\bigvee_{\nu=1}^{m} a_\nu(t)\, v_{\nu j}(t) \right] p_{ij} \oplus \left[\sum_{i=1}^{m} a_i(t)\, p_{ij} \right]. \qquad (97а)$$

Полученные выражения (97) и (97а) и определяют искомый оператор контрольного кодирования в виде, удобном для его структурной реализации.

Найдем вид оператора кодирования в выбранном контрольном коде $(n_k,\ n_k - 1)$:

$$q_c(t) = a(t)\,[V'(t) \oplus E]\, P = \sum_{i=1}^{m} \bigvee_{\nu=1}^{m} a_\nu(t)\, v_{\nu j}(t) \oplus \left[\sum_{i=1}^{m} a_i(t) \right]. \quad (98)$$

Определим $q(t)$ для ДКУУРС (рис. 15) декодирующего кода с постоянным весом $M = \binom{4}{2}$ в канале со стиранием. В приведенной схеме рассмотрим контроль УРС, реализующего одно из предельных колец ГКП кода с постоянным весом, а именно, кольцо — $<1100>$.

Контролируемый УРС описывается следующими структурными матрицами:

$$T = \begin{Vmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 \end{Vmatrix}; \quad U^0 = <0011>; \quad U' = <1100>.$$

Из (55а) имеем

$$\mathbf{U}(t) = \mathbf{U}^0 \bar{x}(t) \vee \mathbf{U}^1 x(t) = <00\bar{x}(t)\,\bar{x}(t)> \vee <x(t)\,x(t)\,00> =$$
$$= <x(t)\,x(t)\,\bar{x}(t)\,\bar{x}(t)>.$$

Тогда

$$V(t) = \begin{Vmatrix} x(t) & 0 & 0 & 0 \\ 0 & x(t) & 0 & 0 \\ 0 & 0 & \bar{x}(t) & 0 \\ 0 & 0 & 0 & \bar{x}(t) \end{Vmatrix}.$$

Найдем из (98) оператор контрольного кодирования УРС в коде (5, 4):

$$q_c(t) = \langle a_1(t)\, a_2(t)\, a_3(t)\, a_4(t) \rangle \left[\begin{Vmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 \end{Vmatrix} \times \right.$$

$$\left. \times \begin{Vmatrix} x(t) & 0 & 0 & 0 \\ 0 & x(t) & 0 & 0 \\ 0 & 0 & \bar{x}(t) & 0 \\ 0 & 0 & 0 & \bar{x}(t) \end{Vmatrix} \oplus \begin{Vmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \end{Vmatrix} \right] \begin{Vmatrix} 1 \\ 1 \\ 1 \\ 1 \end{Vmatrix} =$$

$$= [a_1(t) \oplus a_4(t)]\, \bar{x}(t) \oplus [a_2(t) \oplus a_3(t)]\, x(t).$$

Рис. 45

Структурная реализация разработанного способа контроля УРС с помощью контрольного кода (5, 4) приведена на рис. 45.

Сигнал ошибки УКР $\varepsilon(t)$ определяется в соответствии с оператором контрольного декодирования:

$$\varepsilon(t) = \sum_{i=1}^{m} a_i^*(t) \oplus c^*(t). \qquad (99)$$

Если на выходе УВСП (первичной решающей схемы) в момент времени t появляется сигнал стирания $\psi(t)$, то четность кода внутреннего состояния УРС в следующий момент времени остается такой же, что и в момент времени t. Следовательно, состояние контрольного проверочного разряда при появлении символа стирания не должно изменяться. Указанным обстоятельством и обусловлено введение элемента запрета в цепь возбуждения проверочного разряда.

Тогда окончательный вид функции возбуждения проверочного разряда имеет вид:

$$q_c'(t) = q_c(t)\, \Delta\psi(t). \qquad (100)$$

Методическая эффективность предложенного способа контроля в части обнаружения неработоспособности

$$D_{\text{М}}^{\overline{G}} = p\left\{\overline{G}/\overline{S}_{\text{ДКУ}}\right\} \to 1.$$

Отметим, что используя полученные результаты структурного синтеза избыточного УРС, работающего в систематическом контрольном коде (97), (97а), можно добиться исправления ошибок функционирования УРС, вызванных сбоями ЯП. Для этого требуется ввести дополнительный декомбинатор синдрома, вырабатываемого в результате контрольного декодирования.

Глава пятая. ПРОГРАММНЫЕ МЕТОДЫ ДИАГНОСТИКИ УЗЛОВ И УСТРОЙСТВ МНОГОТАКТНЫХ ТЕЛЕМЕХАНИЧЕСКИХ СИСТЕМ

16. Основные понятия и определения. Классификация программных методов диагностики

Программные методы диагностики характеризуются тем, что состояние системы определяется путем выполнения некоторого количества проверок. Каждая проверка представляет собой определенную совокупность операций, производимых над диагносцируемым устройством с целью определения его действительного состояния. Каждая проверка охватывает определенное подмножество элементов диагносцируемого устройства, характеризуется некоторой стоимостью выполнения контрольно-измерительных операций и может иметь два исхода: положительный и отрицательный. Положительный исход проверки означает, что среди проверяемых элементов нет неисправного, отрицательный — что среди проверяемых элементов находится неисправный элемент. Отметим, что указанные понятия являются условными и введены для удобства формализации процесса диагностики.

Проверки могут быть пересекающимися (зависимыми), когда некоторые элементы диагносцируемого устройства охватываются двумя или большим числом проверок, и непересекающимися (независимыми), если все элементы охватываются не более чем одной проверкой.

Решением задачи программного диагностического контроля является выбор необходимой и достаточной совокупности проверок работоспособности системы (проверяющий тест) либо диагностики системы (диагностический тест) и упорядоченное использование этих проверок согласно некоторому критерию — выбор стратегии контроля и поиска.

Различают два основных вида поиска неисправных элементов: комбинационный и последовательный. При комбинационном методе анализ результатов производится после проведения всех проверок или некоторой их части, при этом порядок их проведения безразличен. При последовательном методе поиска не-

обходимое и достаточное множество проверок производится в определенной последовательности. Результат каждой проверки анализируется непосредственно после его получения, и если состояние диагносцируемого устройства все еще не определено, то выполняется следующая проверка. Порядок проведения проверок может быть фиксированным — безусловная упорядоченная программа или же зависеть от результатов проверки, проведенной на предыдущем шаге — условная программа диагностического контроля.

Основные результаты, полученные в литературе, относятся к решению задач оптимизации, т. е. отысканию минимальных проверяющих или диагностических тестов и оптимального их упорядочивания. Указанные задачи могут решаться как совместно, так и поэтапно.

В последующих параграфах данной главы мы будем рассматривать такие методы программного контроля, как тестовый диагностический контроль и диагностика методом переключения на резерв, являющийся разновидностью известного «метода замены», применительно как к отдельным устройствам, так и системам телемеханики в целом.

Отыскиваются проверяющие и диагностические тесты с использованием методики формального анализа неисправных элементов и устройств, рассматриваемой в гл. 3, при этом специально задача оптимизации не ставится, поскольку для промышленных систем телемеханики, как будет показано, указанная выше ситуация является типичной.

17. Тестовый диагностический контроль узлов и устройств многотактных телемеханических систем

Прежде всего рассмотрим решение задачи диагностики для отдельных типовых функциональных узлов КУ и ДКУ многотактных ТМС. Для широкого класса функциональных узлов при решении данной задачи целесообразно использовать обобщенную матричную модель неисправного узла. С ее помощью в ряде случаев отыскиваются проверяющие тесты и процедуры диагностики, близкие к оптимальным. Основное достоинство указанной модели состоит в том, что она позволяет автоматизировать процесс отыскания тестов и программ и приводит к не очень сложным вычислительным логическим процедурам.

Данная модель обеспечивает отыскание тестов как в комбинационных узлах, так и в многотактных функциональных узлах; при этом методика исследования одна и та же. Сформулируем ее:

1. Определяется список учитываемых неисправностей в диагносцируемом устройстве 2. Строится матричная модель диагносцируемого устройства, учитывающая список возможных неисправностей. 3. Отыскивается общее выражение для выходного вектора устройства. 4. Производится логический анализ выражения для произвольного элемента выходного вектора с учетом введенных ограничений на поток неисправностей и их число, при котором отыскиваются такие входные наборы проверки, которые позволяют: а) при контроле работоспособности определить

отличие матриц F и E от нулевых, а матрицы K_0 от единичной; б) при диагностике позволили бы определить элементы указанных матриц; при этом для многотактных устройств анализ производится потактно. В том случае, если это не вызывает особых затруднений при отыскании проверяющих и диагностических тестов попутно решается задача их оптимизации. 5) Отыскивается программа работы диагностических устройств и их структура.

Найдем решение задачи диагностики для некоторых типовых узлов многотактных ТМС с использованием данной методики

1. ПОСТРОЕНИЕ ПРОВЕРЯЮЩИХ И ДИАГНОСТИЧЕСКИХ ТЕСТОВ ДЛЯ ДИОДНЫХ КОМБИНАТОРОВ

Для моделей неисправностей диодов, рассмотренных в § 8, а также условий, рассмотренных в § 4, модель неисправного комбинатора приведена на рис. 46. Размерность матриц T и F есть $\| M \times n \|$, где M — число входов комбинатора, n — длина кодовых комбинаций.

Учитывая, что возможен только один отказ, задачу диагностики комбинатора можно разбить на две отдельные задачи: контроль работоспособности и поиск диода с неисправностью вида «обрыв», контроль работоспособности и поиск диода с неисправностью вида «короткое замыкание».

Контроль и диагностика при наличии обрывов. На рис. 47 представлена модель КМ, подверженного неисправностям вида «обрыв». Определим выходной вектор:

$$Y^* = \pi [T \oplus F] = < \pi_1 \pi_2 \ldots \pi_M > T^*;$$

$$T = \| \tau_{ij} \|; \quad \tau_{ij} \in \{0, 1\};$$

$$T^* = \| \tau^*_{ij} \|; \ \tau^*_{ij} = 0, \text{ если } \tau_{ij} = 0; \ \tau^*_{ij} = \tau_{ij} \oplus f_{ij}, \text{ если}$$

$$\tau_{ij} = 1, \text{ т. е. } \tau_{ij} \oplus f_{ij} = 1 \oplus f_{ij} = \bar{f}_{ij}. \text{ Отсюда}$$

$$Y^* = \pi \| 0, \bar{f}_{ij} \| = < y^*_1, \ y^*_2, \ \ldots, \ y^*_j, \ \ldots, \ y^*_n >.$$

Найдем выражение для произвольной координаты выходного вектора

$$y_j = \pi_\alpha \bar{f}_{\alpha j} \vee \pi_\beta \bar{f}_{\beta j} \vee \cdots \vee \pi_\gamma \bar{f}_{\gamma j}. \tag{101}$$

Анализируя данное выражение, можно сделать вывод, что элемент f_{ij} может быть однозначно определен в результате проведения одной проверки по виду Y^* только в том случае, если в формировании y^*_j будет принимать участие одна и только одна компонента π_i тестового вектора π.

Действительно, пусть π_{j1} — 1, а остальные элементы вектора π нулевые. Тогда $y^*_1 = \pi_{j1} \bar{f}_{1j}$.

Так как размерность вектора Y есть n, то в каждой проверке можно охватить контролем n элементов f_{ij}.

Из вышеизложенного следует, что если множество кодовых комбинаций, формируемых комбинатором, допускает разбиение на подмножества ортогональных кодовых комбинаций, то тест

является минимальным. Его длина определяется из выражения: $L_{\pi} = \max\{L^{\nu}\}$, где L^{ν} — число единиц в ν-м столбце матрицы. Проведенный анализ показывает, что полную ортогонализацию (в указанном выше смысле) допускают коды на все сочетания, коды на одно сочетание вида $\binom{n}{n/2}$ и др. Соответственно минимальный тест можно построить для комбинатора указанных кодов.

Для тех случаев, когда нельзя получить полного разбиения кодового множества на ортогональные подмножества, целесообразно придерживаться следующего подхода: сначала отыскиваются все подмножества ортогональных комбинаций, а затем, используя известные процедуры минимизации либо простым подбором, отыскиваются входные наборы, покрывающие оставшиеся элементы матрицы F.

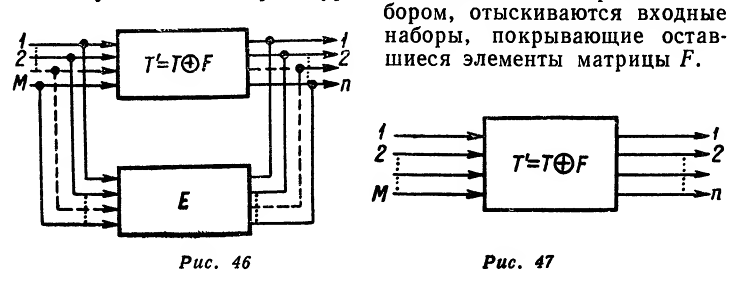


Рис. 46

Рис. 47

Основное достоинство найденного подобным образом теста состоит в том, что он приводит к максимально простому УДК. Данный тест является одновременно проверяющим и диагностическим. При использовании его в качестве проверяющего процесс контроля заканчивается на том шаге, когда впервые зафиксируем отличие Y^* от ожидаемого Y. Для случая полной ортогонализации выходной вектор всегда имеет один и тот же вид: $Y = \langle 111 \ldots 1 \rangle$ и реализация УКР не представляет трудностей. В случае неполной ортогонализации имеем некоторое подмножество выходных векторов $\{Y^1, Y^2 \ \ldots \ Y^l\}$. Здесь реализация УКР хотя и не представляет особых трудностей, но более громоздка.

Использование данного теста в качестве диагностического основывается на том, что вектор Y^* определяет столбец, в котором находится неисправный элемент, а вектор — π-строку. Совместный анализ векторов Y^* и π однозначно определяет место неисправного элемента.

Так, для комбинатора, представленного на рис. 21, стратегия поиска задается в виде табл. 2.

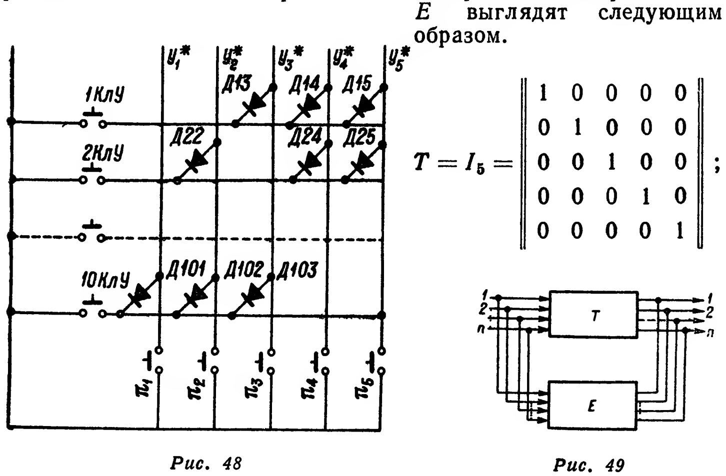
При переходе на автоматический поиск реализация данной таблицы не вызывает затруднений, хотя и достаточно громоздка.

Контроль комбинатора на наличие коротких замыканий и их диагностика. Предварительный анализ показал, что использование в качестве тестов рабочих сигналов комбинатора приводит к громоздким решениям и нецелесообразно. Поэтому рассмотрим возможность использования в качестве тестов дополнительных внешних по отношению к комбинатору сигналов, вводимых, как

Таблица 2

№ пп	Нажать кнопки на входе	Выходной вектор				
		1111	0111	1011	1101	1110
1	X_1 и X_6	Перейти к п. 2	Сменить Д61	Сменить Д62	Сменить Д13	Сменить Д14
2	X_2 и X_5	Перейти к п. 3	Сменить Д51	Сменить Д22	Сменить Д53	Сменить Д24
3	X_3 и X_4	Обрывов нет	Сменить Д41	Сменить Д32	Сменить Д33	Сменить Д44

показано на рис. 48. Для этого случая модель комбинатора с короткими замыканиями представлена на рис. 49. Матрицы T и E выглядят следующим образом.



$$T = I_5 = \begin{Vmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{Vmatrix};$$

Рис. 48

Рис. 49

$$E = \begin{Vmatrix} 0 & e_{81} \vee e_{91} \vee e_{101} & e_{61} \vee e_{71} \vee e_{101} & e_{51} \vee e_{71} \vee e_{91} & e_{51} \vee e_{61} \vee e_{81} \\ e_{82} \vee e_{92} \vee e_{102} & 0 & e_{32} \vee e_{42} \vee e_{101} & e_{22} \vee e_{42} \vee e_{92} & e_{22} \vee e_{42} \vee e_{82} \\ e_{63} \vee e_{73} \vee e_{103} & e_{33} \vee e_{43} \vee e_{103} & 0 & e_{13} \vee e_{43} \vee e_{73} & e_{13} \vee e_{33} \vee e_{63} \\ e_{54} \vee e_{74} \vee e_{94} & e_{24} \vee e_{44} \vee e_{94} & e_{14} \vee e_{44} \vee e_{74} & 0 & e_{14} \vee e_{24} \vee e_{54} \\ e_{55} \vee e_{65} \vee e_{85} & e_{25} \vee e_{35} \vee e_{85} & e_{15} \vee e_{65} \vee e_{35} & e_{15} \vee e_{25} \vee e_{55} & 0 \end{Vmatrix}$$

$$Y^* = \pi [T \vee E]. \qquad (102)$$

Введем понятие «покрытия» тестом кодовой комбинаций. Будем говорить, что тест π покрывает кодовый вектор $\mathbf{Y}_k$, если его компоненты $\mathbf{Y} = \pi T$ удовлетворяют условию $y_i \geqslant y_i^k$ при любом i, где $i = \overline{(1, n)}$.

Сформулируем правило, следуя которому можно получить достаточно хороший контролирующий тест: необходимо выбирать такие тесты, которые имеют максимальное число единичных компонент, но в то же время не покрывают ни одной кодовой комбинации.

Следуя этому правилу, получим, что для КР схемы комбинатора, приведенной на рис. 50, необходимо всего три тестовых вектора. Определим их.

Пусть $\pi^1 = <11000>$, тогда определяем отличие от нуля e_{22}; e_{32}; e_{42}; e_{51}; e_{61}; e_{71}; e_{81}; e_{82}; e_{91}; e_{92}; e_{101}; e_{102} и выражения для компонент $\mathbf{Y}^*$ приобретают вид:

$$y_1^* = \pi_3 \cdot (e_{63} \vee e_{73} \vee e_{103}) \vee \pi_4 (e_{54} \vee e_{74} \vee \partial_{94}) \vee$$
$$\vee\, \pi_5 (e_{55} \vee e_{65} \vee e_{85}) \vee \pi_1;$$

$$y_2^* = \pi_3 (e_{33} \vee e_{43} \vee e_{103}) \vee \pi_4 (e_{24} \vee e_{44} \vee e_{94}) \vee$$
$$\vee\, \pi_5 (e_{25} \vee e_{35} \vee e_{85}) \vee \pi_2$$

$$y_3^* = \pi_4 (e_{14} \vee e_{44} \vee e_{74}) \vee \pi_5 (e_{15} \vee e_{65} \vee e_{35}) \vee \pi_3;$$

$$y_4^* = \pi_3 (e_{13} \vee e_{43} \vee e_{73}) \vee \pi_5 (e_{15} \vee e_{25} \vee e_{55}) \vee \pi_4;$$

$$y_5^* = \pi_3 (e_{13} \vee e_{33} \vee e_{63}) \vee \pi_4 (e_{14} \vee e_{24} \vee e_{54}) \vee \pi_5 .$$

Выберем в качестве второго тестового вектора $\pi^2 = <00110>$. При этом проверяются на отличие от нуля элементы e_{13}; e_{14}; e_{24}; e_{73}; e_{74}; e_{94}; e_{103}; e_{33}; e_{43}; e_{44}; e_{54}; e_{63}. Если они равны нулю, то будем иметь

$$y_1^* = \pi_5 (e_{55} \vee e_{65} \vee e_{85}) \vee \pi_1; \quad y_2^* = \pi_5 (e_{25} \vee e_{35} \vee e_{85}) \vee \pi_2;$$

$$y_3^* = \pi_5 (e_{15} \vee e_{65} \vee e_{35}) \vee \pi_3; \quad y_4^* = \pi_5 (e_{15} \vee e_{25} \vee e_{55}) \vee \pi_4 .$$

Отсюда последний тестовый вектор должен иметь вид $\pi^3 = <00001>$, и будут проверены на отличие от нуля оставшиеся элементы e_{15}; e_{25}; e_{35}; e_{55}; e_{65}.

Если же воспользоваться каким-либо другим правилом, например выбирать тестовые вектора, позволяющие на каждом шаге контролировать максимальное число диодов, то число векторов равно четырем.

Дело в том, что при использовании в качестве тестов специальных дополнительных сигналов, как показано на рис. 50, наличие единичной компоненты в тестовом векторе обеспечивает контроль на к. з. диодов одного столбца. Однако если тестовый вектор покрывает какую-либо кодовую комбинацию, то определить наличие к. з. в диодах, обеспечивающих формирование кодовой комбинации, с помощью данного теста невозможно, для этого требуется введение дополнительных тестовых векторов.

Перейдем к рассмотрению возможностей диагностики неисправного комбинатора с использованием специальных тестовых сигналов.

Используем в качестве диагностического теста набор векторов единичного веса. Их число равно длине кодовых комбинаций. Тестовый сигнал подается на дополнительные входы.

Запишем системы уравнений для каждого элементарного теста:

$$\pi^1 = \vee\ 10\,000 >;$$

$$y^*_1 \doteq 1;\ \ \bar{y}^*_2 = e_{81} \vee e_{91} \vee e_{101};$$

$$y^*_3 = e_{61} \vee e_{71} \vee e_{101};$$

$$y^*_4 = e_{51} \vee e_{71} \vee e_{91};$$

$$y^*_5 = e_{51} \vee e_{61} < e_{81}.$$

В эти уравнения входят элементы матрицы E, соответствующие диодам, стоящим в первом столбце комбинатора. Это справедливо и для остальных компонент вектора π. Таким образом, номер теста, для которого вес выходного вектора $\mathbf{Y}^*$ отличен от 1, определяет номер столбца, в котором находится короткозамкнутый диод.

Определим связь выходного вектора $\mathbf{Y}^*$ с номером неисправного диода, для чего определим логические уравнения для элементов матрицы E, например e_{81};

$$e_{81} = T_1 y^*_2 \bar{y}^*_3 \bar{y}^*_4 y^*_5 = y^*_1 y^*_2 \bar{y}^*_3 \bar{y}^*_4 y^*_5\,.$$

Это выражение соответствует кодовой комбинации № 8. формируемой восьмой линейкой комбинатора. То же самое можно показать и для других элементов матрицы E.

Таким образом, можно сделать вывод, что выявление в результате одного из тестов i-й кодовой комбинации говорит о наличии короткозамкнутого диода в строке, формирующей данную комбинацию, а номер теста указывает на столбец, в котором находится неисправный диод. Следовательно, местоположение неисправного диода полностью определено.

Указанный подход справедлив для комбинаторов любых кодов независимо от их избыточности. В качестве устройства диагностики может быть использован декомбинатор этого же кода, при этом в каждом отдельном случае необходимо отдельно решать вопрос о целесообразности автоматического поиска неисправностей в диагносцируемом устройстве.

2. ДИАГНОСТИКА ТРИГГЕРНОЙ ПАМЯТИ И УСТРОЙСТВ, ПОСТРОЕННЫХ НА ЕЕ ОСНОВЕ

Пользуясь матричной моделью неисправного узла, построим проверяющий и диагностический тесты для триггерной памяти,

представленной на рис. 50. Анализ ведем по выходному вектору, каждая компонента которого определяется рабочим выходом триггера, входящего в состав памяти. Считаем, что рабочие выходы триггеров — потенциальные.

С учетом рассмотренных моделей неисправностей ячеек памяти будем иметь модель неисправной триггерной памяти, представленную на рис. 51.

Матрицы имеют следующий вид: матрица T' имеет размерность $\|(n+1) \times n\|$, матрица K_0 имеет размерность $\|n \times n\|$, а

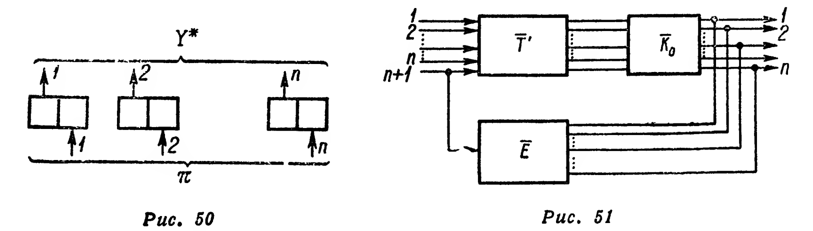


Рис. 50

Рис. 51

матрица E — $\|(n+1) \times n\|$, но лишь одна, последняя, строка — ненулевая.

$$T' = \begin{Vmatrix} 1 & 0 & 0 & \ldots & 0 \\ 0 & 1 & 0 & \ldots & 0 \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ 0 & 0 & 0 & \ldots & 1 \\ 0 & 0 & 0 & \ldots & 0 \end{Vmatrix};$$

$$K_0 = \begin{Vmatrix} k_1 & 0 & 0 & \ldots & 0 \\ 0 & k_2 & 0 & \ldots & 0 \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ 0 & 0 & 0 & \ldots & k_n \end{Vmatrix};$$

$$E = \begin{Vmatrix} 0 & 0 & 0 & \ldots & 0 \\ 0 & 0 & 0 & \ldots & 0 \\ 0 & 0 & 0 & \ldots & 0 \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ e_1 & e_2 & e_3 & \ldots & e_n \end{Vmatrix}.$$

Здесь

$$k_{0i} = \begin{cases} 0, \text{ при наличии неисправности Г «0» у } i\text{-й ячейки памяти,} \\ 1 \text{ при отсутствии неисправности;} \end{cases}$$

$$e_i = \begin{cases} 1 \text{ при наличии неисправности Г «1» у } i\text{-й ячейки памяти,} \\ 0 \text{ при отсутствии неисправности.} \end{cases}$$

Найдем компоненты вектора Y*. Учитывая, что

$$Y^* = \pi^* [T'K_0 \vee E] = < \pi_1\pi_2 \ldots \pi_n 1 > [T'K_0 \vee E], \quad (102)$$

получим

$$Y^* = < \pi_1 k_{01} \vee e_1;\ \pi_2 k_{02} \vee e_2;\ \ldots\ \pi_n k_{0n} \vee e_n > .$$

Рассмотрим одну из компонент данного вектора

$$y_j^* = \pi_j k_{0j} \vee e_j. \qquad (103)$$

Так как одна и та же ячейка памяти не может одновременно быть и Г «0» и Г «1», то следует рассмотреть две ситуации:

$$1.\ y_j^* = \pi_j k_{0j};\ \ 2.\ y_j^* = \pi_j \vee e_j. \qquad (104)$$

Очевидно, для того чтобы по логическому произведению можно было установить истинность одного из сомножителей, необходимо, чтобы второй сомножитель был равен 1. Следовательно, для установления отличия k_{0j} от 1 необходимо, чтобы $\pi_j = 1$.

Для того чтобы по логической сумме можно было определить одно из слагаемых, необходимо, чтобы второе слагаемое было равно 0.

На основании сказанного можно сделать вывод, что для контроля работоспособности триггерной памяти необходимо и достаточно подать на вход ее две взаимно инверсные тестовые комбинации. Данный набор одновременно является и диагностическим.

Ранее было показано, что для триггерной памяти матрица T' имеет вид единичной матрицы (с точностью до последней строки), и, следовательно, входной и выходной векторы триггерной памяти совпадают за исключением $(n+1)$-й фиктивной компоненты вектора π^*, которая не имеет одноименной компоненты в Y, т. е.

$$\pi \oplus Y = 0. \qquad (105)$$

Это выражение может быть положено в основу реализации устройства контроля работоспособности и поиска неисправности. При контроле работоспособности необходимо обнаружить факт различия весов входного и выходного векторов для каждого из элементарных тестов. При поиске неисправностей определяется, какая из элементарных сумм (сумм одноименных компонент) входного и выходного векторов отлична от нуля.

Контроль и диагностика параллельных регистров. В связи с широким внедрением потенциальных элементов в системах телемеханики все большее распространение получают параллельные регистры, представленные на рис. 52.

При отсутствии неисправностей данный узел можно рассматривать как последовательное включение двух триггерных памятей, матрицы передачи которых с учетом сдвига имеют вид:

$$T_1 = \begin{Vmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 & \ldots & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & \ldots & 0 \\ \ldots & \ldots & \ldots & \ldots & \ldots & \ldots \\ 1 & 0 & 0 & 0 & \ldots & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & \ldots & 0 \end{Vmatrix}; \quad T_2 = \begin{Vmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & \ldots & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & \ldots & 0 \\ \ldots & \ldots & \ldots & \ldots & \ldots & \ldots \\ 0 & 0 & 0 & 0 & \ldots & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & \ldots & 0 \end{Vmatrix}.$$

Для триггерной памяти можно записать следующие уравнения:

$$\left.\begin{aligned} Y^* &= \pi_1^* \left[T'_1 K_{01} \vee E_1\right]; \\ Y^{**} &= \pi_2^* \left[T'_2 K_{02} \vee E_2\right]. \end{aligned}\right\} \quad (106)$$

Для оптимизации процесса диагностики данного устройства целесообразно использовать в качестве элементарных тестов второй памяти выходные сигналы первой памяти и наоборот.

Примем, что $\pi_{12} = Y_1^{**}$ и $\pi_{12} = \overline{\pi}_{11}$.

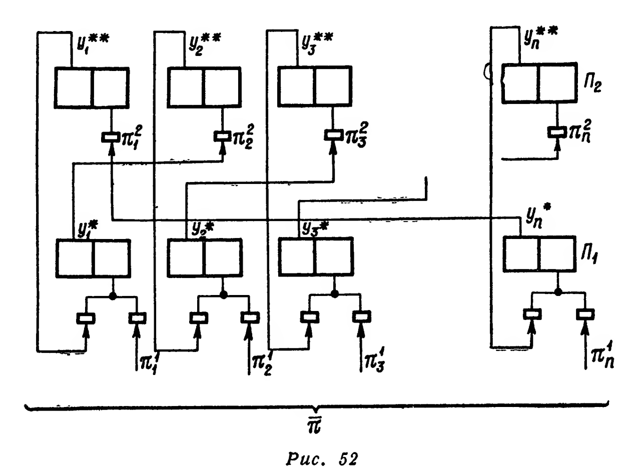


Рис. 52

Если неисправностей нет, то

$$Y_1^* = \pi_{11} T_1 = <\pi_n^{11};\ \pi_1^{11};\ \pi_2^{11};\ \ldots\ \pi_{n-1}^{11}>;$$

$$Y_1^{**} = \pi_{21} T_2 = Y_1^* T_2 = <\pi_n^{11};\ \pi_1^{11};\ \ldots\ \pi_{n-1}^{11}>;$$

$$\text{т. е. } \pi_1^{11} = \overline{\pi_1^{12}} = \overline{\pi}_n^{11};\ \pi_2^{11} = \overline{\pi_2^{12}} = \overline{\pi_1^{11}} \text{ и т. д.}$$

Отсюда

$$\pi_i = \overline{\pi_{i-1}};\quad i = (\overline{1,\ n}). \quad (107)$$

Этому условию удовлетворяют два вектора: $<1010\ \ldots\ 10>$ и $<0101\ \ldots\ 01>$. Таким образом, на вход памяти первой подаются два взаимно инверсных вектора, и память контролируется полностью.

Покажем, что и вторая память также контролируется полностью. Для нее роль первого тестового вектора играет вектор Y_1^*. Определим вид второго тестового вектора Y_2^*:

$$Y_2^* = \pi_{12} T'_1 = Y_1^{**} T_1 = <\pi_n^{11} \pi_1^{11},\ \ldots\ \pi_{n-1}^{11}> T_1 =$$
$$= <\pi_{n-1}^{11};\ \pi_n^{11};\ \ldots\ \pi_{n-2}^{11}>. \quad (108)$$

Зная, что $\pi_i^{11} = \overline{\pi_{i-1}^{11}}$, получим $Y_2^* = \overline{Y_1^*}$ и, следовательно, вторая память контролируется полностью. Весь процесс занимает четыре такта, при этом контроль работоспособности устройства в целом можно вести по результатам, полученным на четвертом такте либо путем взвешивания выходного вектора, либо поразрядным сложением его с эталоном (выходным вектором исправного устройства на четвертом такте его работы). Эталонный вектор имеет вид: $Y_э = \pi_{11} = <0101 \ldots 01>$.

По месту ненулевой суммы по mod 2, полученной в результате сравнения, нельзя с точностью до ячейки памяти определить место неисправности. Этот результат показывает, что при конструировании систем для облегчения задач диагностики разбивку на съемные модули необходимо производить таким образом, чтобы элементы, неисправности которых неразличимы или трудноразличимы, входили в один и тот же модуль.

Аналогичным образом отыскиваются проверяющие и диагностические тесты и для переключательных схем, используемых в качестве других многотактных узлов ТМС.

Рассмотрим теперь методику отыскания диагностических процедур для многотактных устройств с использованием аппарата формального анализа, рассмотренного в гл. 3 на примере распределителя, выполненного в виде синхронного регистра сдвига (см. рис. 23) разомкнутого типа. Распределитель формирует n временных каналов и содержит n ячеек памяти. Исходное состояние распределителя $a_1 = <100 \ldots 0>$, конечное состояние распределителя (исправного), в которое он переходит через $(n - 1)$ тактов, $a_n = <00 \ldots 01>$. Выше было показано, что проверяющий тест содержит два взаимно инверсных вектора. Пусть это векторы $\pi_1 = <000 \ldots 00>$ и $\pi_2 = <111 \ldots \ldots 11>$. При наличии неисправности вида Г «1» по служебному выходу ЯП она перестает реагировать на управляющие сигналы и становится повторителем тактовых импульсов. Формально это соответствует тому, что распределитель становится неавтономной ПС. Его поведение теперь может быть описано матричным уравнением следующего вида:

$$a_{i+1}^* = a_i^* T' \oplus \mathbf{X}_i \mathbf{U}; \quad (109)$$

$$\mathbf{Y}_i^* = a_i^* R, \quad (110)$$

где T' — матрица связей распределителя. Для указанной неисправности она имеет вид:

$$T' = \left\| \begin{matrix} 0\,1\,0\,0 \ldots 0\,0 \\ 0\,0\,0\,0 \ldots 0\,0 \\ 0\,0\,0\,1 \ldots 0\,0 \\ 0\,0\,0\,0 \ldots 1\,0 \\ 0\,0\,0\,0 \ldots 0\,1 \\ 0\,0\,0\,0 \ldots 0\,0 \end{matrix} \right\|;$$

$\mathbf{X}_i = \mathbf{X} = <1>$ — вектор-столбец управляющих сигналов от ГТИ; $\mathbf{U}$ — вектор-строка записи ошибок, $\mathbf{U} = <0010 \ldots 00>$;

$a_1^* = <00100 \ldots 00>$, тогда $a_2^* = <0111 \ldots 00>$ и т. д.; $a_{n-1} = <0011111 \ldots 10>$ и $a_n = <0011 \ldots 11>$ — момент прекращения работы распределителя разомкнутого типа. Как видно, этот момент зависит только от номера ЯП с неисправностью рассматриваемого типа, т. е. Г «1» по служебному выходу. Отсюда можно сделать вывод, что число тактов, поданных до момента остановки распределителя, определяет номер неисправной ячейки.

Аналогичные результаты можно получить и для неисправности ЯП вида Г «00». Для этого случая распределитель описы-

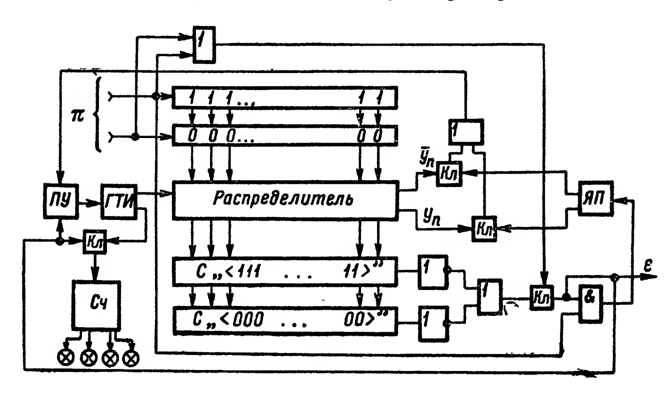


Рис. 53

вается матричным уравнением вида (52), при этом матрица T^0 имеет вид:

$$T^0 = \begin{Vmatrix} 0\;1\;0\;0\;0\;.\;.\;.\;0\;0 \\ 0\;0\;1\;0\;0\;.\;.\;.\;1\;0 \\ 0\;0\;0\;0\;0\;.\;.\;.\;0\;0 \\ 0\;0\;0\;0\;1\;.\;.\;.\;0\;0 \\ .\;.\;.\;.\;.\;.\;.\;.\;. \\ 0\;0\;0\;0\;0\;.\;.\;.\;0\;1 \\ 0\;0\;0\;0\;0\;.\;.\;.\;0\;0 \end{Vmatrix}.$$

Пусть $\pi_2 = <11111 \ldots 11>$, тогда с учетом вида неисправности исходное состояние распределителя будет иметь вид: $a_1^* = <11101 \ldots 11>$; $a_2^* = <011001 \ldots 11>$; $a_3^* = <001000 \ldots 11>$ и $a_n^* = <000000 \ldots 00>$. Таким образом, число тактов, поданных до момента полного обнуления распределителя, определяет однозначно номер ЯП с неисправностью вида Г «00».

Устройство диагностики при автоматическом поиске неисправностей имеет вид, изображенный на рис. 53. Можно предложить следующую стратегию контроля работоспособности и поиска неисправностей в распределителе: при каждом цикле

работы распределителя вначале выдаются от специального устройства наборы проверяющего теста. Если в результате выполнения теста обнаруживается неисправность, то сразу же осуществляется ее поиск. Проверяющий тест указывает на вид неисправности, имеющейся в распределителе. Пусть это неисправность вида Г «11» 3-й ЯП. Тогда при подаче первого элементарного проверяющего теста $\pi_1 = <0000 \ldots 00>$ получим состояние распределителя $a_1^* = <0010 \ldots 00>$, что контролируется селектором С «$<000 \ldots 00>$». На выходе УКР будем иметь сигнал неработоспособности $\varepsilon_1 = 1$, по которому включается в работу УТДК. Число тактов, подаваемых на распределитель до его остановки подсчитывается счетчиком Сч, который в двоичной форме индицирует номер неисправной ЯП. Совершенно аналогично работает УТДК и при локализации неисправности вида Г «00», только в этом случае элементарный проверяющий тест $\pi_2 = <1111 \ldots 11>$, а выходной сигнал распределителя при подаче данного теста принимает вид: $Y^* = a_1^* = <1101 \ldots 11>$, если неисправна 3-я ЯП. Число тактов, подсчитанных счетчиком Сч до остановки распределителя, определяет номер отказавшей ЯП. Необходимо отметить, что аппаратурные затраты УТДК уменьшаются с ростом числа ЯП распределителя и, кроме того, при профилактическом контроле счетчик Сч может входить в состав стороннего УДК.

Теперь рассмотрим некоторые вопросы организации тестового диагностического контроля систем телемеханики в целом и КУ и ДКУ в их составе [62].

Одна из основных специфических особенностей ТМС состоит в пространственном разнесении аппаратуры (см. рис. 1). На распорядительном пункте РП обычно находится обслуживающий персонал, аппаратура ИП размещается на телеуправляемом объекте, на котором во время работы обслуживающий персонал отсутствует. Это обстоятельство в значительной мере определяет выбор метода диагностики ТМС. Практически всегда при разработке процедур и устройств тестового диагностического контроля необходимо обеспечивать максимальную простоту выполнения контрольных операций, простоту обращения с контрольной аппаратурой и легкость выполнения ремонта. Сформулированные выше требования можно выполнить, используя алгоритмы поиска, основывающиеся на максимальном учете характерных особенностей диагносцируемого устройства [64].

Рассмотрим один из возможных алгоритмов неавтоматического поиска неисправностей в системах телемеханики одностороннего действия, удовлетворяющий указанным требованиям. Алгоритм строится методом сужающихся областей. Последовательность проведения проверок отражена на рис. 54. Поскольку в системах рассматриваемого класса, в основном, используется специализированная линия связи, то прежде всего необходимо проверить ее исправность. Эта операция является достаточно трудоемкой и требует весьма сложной аппаратуры. Поэтому в производственных условиях необходимо стремиться к тому, чтобы иметь возможность проверить исправность оконечной канальной аппаратуры методом замены заранее исправным блоком.

В системах телемеханики с проводным каналом связи оконечная аппаратура может включаться в состав КУ и ДКУ и контролироваться совместно.

На следующем этапе необходимо контролировать РП, так как эта часть аппаратуры ТМС располагается в месте нахождения оператора и в дальнейшем может быть использована в качестве датчика тестсигналов при поиске неисправностей в ИП. Указанный этап (отметим, что осуществляется контроль РП в це-

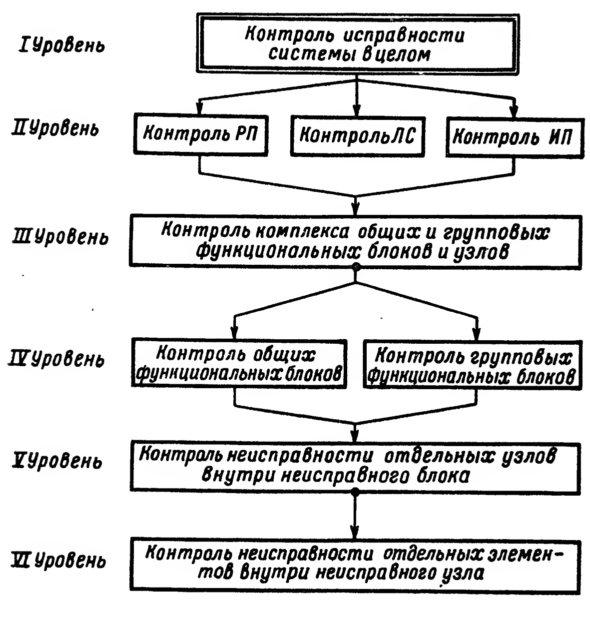


Рис. 54

лом) позволяет определить, в какой части системы находится неисправный узел — в РП или в ИП и локализует неисправность с точностью до 35—45%. В качестве основного контролируемого сигнала целесообразно использовать выходной сигнал РП — множество формируемых кодовых комбинаций, а в качестве элементарных тестов — входной сигнал РП — множество передаваемых команд.

Дальнейшая локализация основывается на анализе последствий оказываемых различными неисправностями на передачу телемеханической информации. Этот анализ показывает, что все неисправности по последствиям можно разбить на три группы: неисправности, вызывающие полный отказ системы (первая группа), в этом случае невозможна передача любых сообщений. Это неисправности общих узлов: УСС, ЛУ, УПСП, распределитель. Вторая группа — неисправности, вызывающие частичный отказ системы. В этом случае невозможна передача некоторой

части сообщений. Третья группа — неисправности, вызывающие искажение передаваемых кодовых комбинаций. Ко второй и третьей группам относятся неисправности групповых и индивидуальных узлов: КМ, ОП, схем совпадения и др. Уже на этом этапе обеспечивается весьма высокая степень локализации — для большинства неисправностей на требуемом уровне.

Если в дальнейшем для построения алгоритма поиска нельзя использовать какие-либо специфические особенности диагносцируемой системы, то можно воспользоваться одной из общих стратегий поиска, базирующихся на различных критериях оптимальности. Аналогично строится алгоритм поиска неисправностей в ИП. Основным контролируемым сигналом ИП может служить совокупность анализируемых совместно сигналов ИВЦ. Во многих промышленных системах телеуправления подвижными объектами ИВЦ являются релейными, поэтому весьма просто осуществлять визуальный контроль за срабатыванием исполнительных реле ИВЦ. Мешающее влияние канала связи, искажающего тестовые сигналы (рабочие кодовые комбинации), исключается путем многократного повторения выдачи одного и того же элементарного теста и накопления результатов проверки.

Характерная особенность ТМС двустороннего действия заключается в наличии обратного канала, формируемого обычно на той же линии связи. При определенной организации структуры ТМС имеется возможность обеспечить обнаружение на ИП неисправностей, их локализации и передачи на РП диагностической информации, т. е. в системах ТУ—ТС возможен как неавтоматический, так и автоматический поиск неисправностей.

Неавтоматический поиск может быть организован аналогично тому, как это предложено для систем одностороннего действия при наличии телефонной связи между РП и ИП, что обычно имеет место. Задача существенно упрощается, если имеется специальный имитатор объекта управления. Автоматический поиск неисправностей возможно организовать в тех системах, в которых обеспечивается автоматическая замена неисправного узла или блока. В этом случае может быть предложен комплексный диагностический контроль в составе схемного составного контроля и программного диагностического контроля переключением на резерв.

В том случае, если использование данного метода невозможно, то может быть организован автоматический контроль работоспособности ТМС в целом по замкнутому контуру. Остановимся на данном вопросе более подробно.

Особенностью данного метода является наличие в контуре контроля работоспособности канала связи, подверженного воздействию помех, в результате чего возможны искажения контрольной информации, и, следовательно, необходимо усреднение результатов контроля. Наиболее просто данная задача решается в системах телемеханики с непрерывным режимом работы (режим циклического опроса) и многоступенными кодами.

Для полного охвата контролем аппаратуры РП и ИП в качестве проверяющего теста должны быть использованы рабочие кодовые комбинации. Это означает, что для контроля работоспособности ТМС на цикле выбранное кодовое множество должно содержать в качестве «рабочих» и тестовые комбинации.

О неисправности системы мы судим по вероятности непрохождения теста, обратной вероятности правильного прохождения. Поскольку даже при исправной системе имеется некоторая ненулевая вероятность ошибки, определяемая помехоустойчивостью системы, то методу присущи ошибки типа ложной браковки.

Из рассмотренного вытекает необходимость усреднения результатов контроля и принятия решения по совокупности исходов проверок.

Возможны два подхода к принятию решений: детерминированный и статистический. При детерминированном приеме решение о неработоспособности системы принимается в случае непрохождения подряд μ тестов. Величина μ выбирается исходя из вероятности ложной браковки устройством КР исправной системы. Эта вероятность определяется как

$$p(\bar{G}/S_{КС}) = p(\bar{G}/S_{КС}, \bar{S}_{УКР}) + p(\bar{G}/S_{КС} \vee S_{УКР}), \quad (111)$$

Рис. 55

где $p(\bar{G}/S_{КС}\bar{S}_{УКР})$ — вероятность ложной браковки вследствие неисправности УКР; $p(\bar{G}/S_{КС} \vee S_{УКР})$ — вероятность ложной браковки методическая.

Задаваясь допустимым значением $[p(\bar{G}/S_{КС} \vee S_{УКР})]_{доп}$ и считая в первом приближении $p(\bar{G}/S_{КС}, \bar{S}_{УКР}) \approx 0$, можно определить либо аналитически, либо экспериментально значение μ:

$$(1 - p_{прох})^{\mu} \leqslant [p(\bar{G}/S_{КС} \vee S_{УКР})]_{доп}, \quad (112)$$

откуда

$$\mu \geqslant \lg(1 - p_{прох})/\lg p(\bar{G}/S_{КС} \vee S_{УКР}). \quad (113)$$

Достоинством данного метода принятия решений является простота устройства усреденения и малый объем вычислительных работ при определении параметров УКР. Однако при высоком уровне помех он становится менее эффективным по сравнению со статистическим усреднением.

В этом случае решение о неработоспособности системы принимается в результате анализа потока прохождений тестов, который может проводиться как в аналоговой, так и дискретной форме.

Указанный поток является случайным, и его параметры могут быть определены методами теории случайных функций [63]. Одна из возможных реализаций аналогового усреднителя приведена на рис. 55. Здесь ГИ — генератор импульсов, управляемый потоком прохождений тестов, генерирует импульсы в случае правильного прохождения теста; ИК — инерционный контур с постоянной времени много большей среднего периода следования импульсов ГИ; ПЭ — пороговый элемент, срабатывает в слу-

чае превышения напряжения на выходе ИК некоторого порога, что говорит о работоспособности системы. Дискретным аналогом подобного усреднителя является реверсивный счетчик, на один вход которого подаются импульсы с ГИ, а на второй — вычитающий вход — импульсы с некоторой постоянной частотой.

18. Поиск неисправностей методом переключения на резерв

В данном параграфе рассмотрим организацию автоматического поиска неисправностей в системах телемеханики двустороннего действия с необслуживаемым ИП с помощью комплексного диагностического контроля. Диагностическая процедура включает непрерывный контроль работоспособности системы с помощью составного схемного контроля и поиск неисправностей переключением на резерв тотчас после ее обнаружения. Составной схемный контроль обладает определенными диагностическими свойствами — позволяет локализовать неисправность с точностью до подмножества узлов, охваченных одним УСКР. Дальнейшая локализация осуществляется по жесткой программе путем переключения на резерв проверяемого на каждом шаге узла.

При решении задачи диагностики наиболее естественным критерием оптимизации диагностической процедуры является стоимостный критерий, задаваемый в виде системы ограничений:

$$\left.\begin{aligned} t_{\text{п}} &\leqslant [t_{\text{п}}]_{\text{доп}}; \\ S_D &\leqslant [S_D]_{\text{доп}}, \end{aligned}\right\} \qquad (114)$$

где $[t_{\text{п}}]_{\text{доп}}$ — допустимое время диагностики; $[S_D]_{\text{доп}}$ — допустимые аппаратурные затраты.

При оптимизации диагностической процедуры по указанному критерию имеют место два экстремальных случая.

1. Вся диагностика решается методом схемного составного контроля. При этом $t_{\text{п}} = t_{\text{п min}}$ и $S_D = S_{D\max}$.

2. Осуществляется контроль работоспособности системы в целом; поиск неисправностей решается только переключением на резерв. При этом $t_{\text{п}} = t_{\text{п max}}$ и $S_D = S_{D\min}$.

Очевидно, что среди возможных диагностических процедур, решаемых комплексным диагностическим контролем найдется такая, что либо $t_{\text{п}} = t_{\text{п min}}$ при $S_D \leqslant [S_D]_{\text{доп}}$, либо $S_D = S_{D\min}$ при $t_{\text{п}} \leqslant [t_{\text{п}}]_{\text{доп}}$. Отыскание диагностической процедуры проводится в два этапа: синтез УСКР — один этап и отыскание стратегии переключения на резерв — другой.

При синтезе УСКР выбираем множество контролируемых сигналов таким образом, чтобы обеспечить полноту охвата контролем системы, равную 1, при этом относительно множества контролируемых сигналов все устройство разбивается на подмножества (не пустые, но необязательно непересекающиеся) узлов. Следовательно, искажение одного из контролируемых параметров локализует возникшую неисправность с точностью до соответствующего подмножества узлов. В том случае, если подмно-

жества непересекающиеся, $t_п = \tau l$, где l — максимальное число узлов, охваченных одним УСКР; τ — время выполнения одной проверки. Так как стоимость выполнения всех проверок одинакова, то оптимальный порядок проведения проверок определяется правилом: $a_1 \to a_2 \to \ldots \to a_l$, если $\Lambda_1 \geqslant \Lambda_2 \geqslant \ldots$ $\ldots \geqslant \Lambda_l$, где Λ_i — суммарная интенсивность отказа подмножества узлов, охваченных i-м УСКР, т. е. прежде всего проверяются наименее надежные узлы.

В случае пересекающихся подмножеств УСКР приобретает дополнительные диагностические свойства. Теперь каждый узел может быть охарактеризован многомерным вектором, однозначно определяющим его положение в пространстве контролируемых сигналов. Однако реализация этих способностей усложняет аппаратуру ДК и целесообразна в том случае, если предъявляются жесткие требования к времени поиска.

Организация поиска для РП не представляет особых трудностей, поэтому рассмотрим структуру УДК и ход проведения поиска в ИП, отделенного от оператора каналом связи. Можно предложить следующий алгоритм диагностики ИП ТМС. -

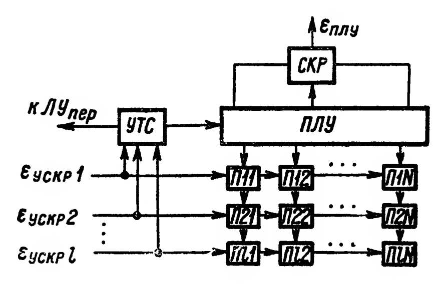


Рис. 56

С помощью составного схемного контроля осуществляется непрерывный контроль работоспособности ИП, при этом в качестве проверяющего теста используются передаваемые рабочие кодовые комбинации. Если ИП исправно, то в обратном направлении (с ИП на РП) передается известительный сигнал, соответствующий переданной команде управления. Если ИП неработоспособно, то формируется специальный известительный тест-сигнал, сигнализирующий оператору об обнаружении неисправности, запрещающий выход на ИВЦ и осуществляющий включение в работу устройства поиска. Все соображения, высказанные выше о влиянии шумящего канала связи на процесс диагностики, остаются справедливыми и в данном случае. Возможная структура УДК приведена на рис. 56. Здесь ПЛУ — программно-логическое устройство — задает при поиске последовательность переключения на резерв проверяемых узлов; УТС — устройство формирования известительного тест-сигнала; $П_{ij}$ — переключатель i-го узла, охваченного j-м УСКР.

На РП имеется аналогичное ПЛУ, работающее синхронно и синфазно с ПЛУ ИП и осуществляющее коммутацию сигналов на мнемосхеме в соответствии с программой поиска, так что на каждом шаге поиска на мнемосхеме указывается номер проверяемого узла. Синхронизация программно-логических устройств ИП и РП может быть осуществлена как стартстопным, так и шаговым методом. В обоих случаях сигналом окончания поиска служит известительный рабочий сигнал, выдаваемый с объекта управле-

ния после прохождения команды ТУ. На каждом шаге осуществляется перепроверка правильности произведенной замены «неисправного» узла на резервный. В качестве проверяющего теста целесообразно использовать ту команду управления, при передаче которой была обнаружена неисправность. Если на i-м шаге был заменен на резервный действительно неисправный узел, то сигнал неработоспособности $\varepsilon = 0$ и выявленная команда будут переданы через ИВЦ на исполнительные цепи объекта управления. Ответный известительный сигнал с ОУ является сигналом на окончание процесса поиска и фиксацию произведенных на i-м шаге изменений в структуре ИП и на мнемосхеме оператора.

Следует отметить, что данный способ комплексного диагностического контроля позволяет обнаружить не одну, а несколько разновременно возникающих неисправностей, если они охватываются различными УСКР, кроме того, с его помощью могут быть проверены на исправность в режиме профилактического контроля и все резервные узлы. Однако указанному способу присуща методическая погрешность, определяемая тем, что в ходе поиска производится замена резервным элементом, о котором заведомо неизвестно, является он исправным или нет.

В заключение отметим, что с целью уменьшения аппаратурной составляющей погрешности метода целесообразно охватить ПЛУ схемным контролем.

Приложение. УСТРОЙСТВО ДИАГНОСТИКИ СИСТЕМЫ ТЕЛЕУПРАВЛЕНИЯ КРАНАМИ ТИПА КУСТ-67

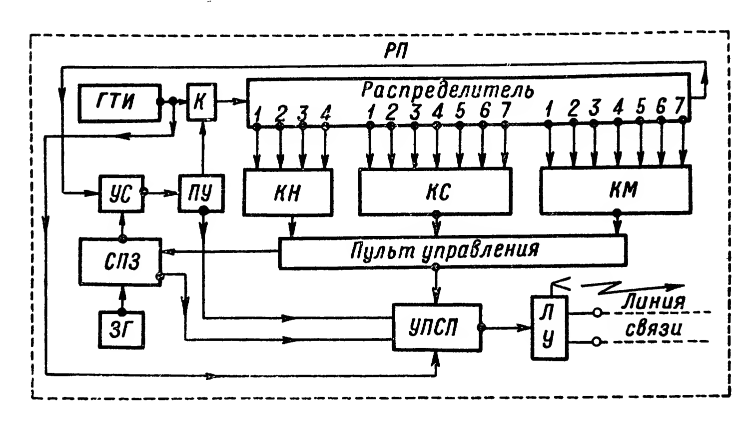
Система телеуправления электрическими подъемными кранами типа КУСТ—67 (крановая универсальная система телеуправления) предназначена для телеуправления по радио и проводной, троллейной линии связи электрическими кранами различного назначения. Система построена по комбинационно-распределительно-разделительному принципу избирания и использует трехступенный троичный позиционный частотно-импульсный код.

Режим работы системы непрерывный с преобладанием в формировании и передаче в первую очередь выбранной команды. Это позволяет при относительно большом времени передачи одной команды обеспечить требуемое по техническому заданию быстродействие при высокой помехоустойчивости системы.

В системе предусмотрено автоматическое включение и выключение питания приемного полукомплекта, телеуправление с переносного пульта управления семью механизмами крана, включение питания на панелях управления, автоматическая остановка всех механизмов крана при повреждении системы или линии связи, а также при выключении аварийного выключателя. Система состоит из двух полукомплектов: передающего полукомплекта (распорядительный пункт РП) и приемно-исполнительного полукомплекта (исполнительный пункт ИП).

Структурная схема системы приведена на рис. 57. В составе аппаратуры РП используется кодирующее устройство универсального типа с комбинатором, работающим в режиме последо-

вательного набора кода (см. рис. 4). В состав аппаратуры ИП входит декодирующее устройство, являющееся разновидностью ДКУ ГКП (см. рис. 16). Приемно-исполнительная аппаратура смонтирована в двух шкафах и устанавливается на кране.



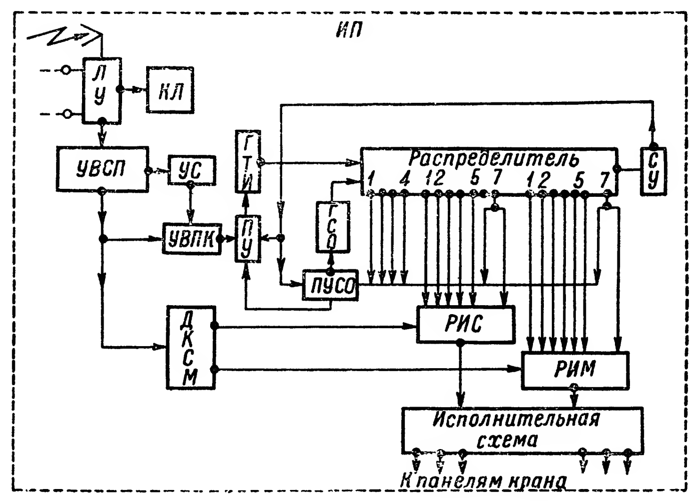


Рис. 57

Конструктивно оба полукомплекта выполнены в виде совокупности субблоков, соединяемых между собой с помощью разъемов.

К устройству диагностики предъявлялись следующие требования:

1. Поиск неисправностей и ремонт отказавшего узла должны производиться силами цехового персонала, обслуживающего электрооборудование кранов (дежурный электрик).

2. Поиск неисправного узла и его ремонт должны производиться в стационарных условиях, разрывы связей недопустимы.

3. Время поиска и ремонта ограничено.

4. Аппаратура диагностики должна быть максимально проста и доступна в обращении.

Чтобы выполнить указанные требования, были разработаны следующие мероприятия. Ремонт неисправных субблоков производится заменой заранее исправным блоком, для чего предусматривается для каждой системы комплект запасных блоков. Перед началом работы производится проверка общей работоспособности системы ТУ путем выдачи специальных служебных команд. К ним относятся команды: «включить защитную панель», «включить звонок», «отключить звонок».

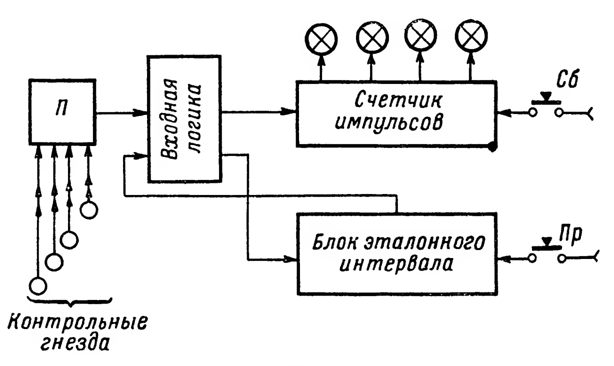


Рис. 58

Поиск неисправностей осуществляется без привлечения каких-либо сложных контрольно-измерительных приборов с помощью специально разработанного портативного и удобного в обращении прибора. Проверки производятся в последовательности, указанной на рис. 54, и согласно рекомендациям, изложенным в § 17. Программа поиска условная. Каждой элементарной проверке соответствует специальная карта поиска, на которой зафиксированы операции, выполняемые в данной проверке; с помощью каких кнопок, ключей и пр. они осуществляются; какие должны быть результаты: а) в случае исправного состояния проверяемых узлов, б) в случае различных неисправностей; какой должна быть следующая проверка и на какой карте она отражена. Таким образом, все действия оператора, ведущего поиск, строго регламентированы. При проведении поиска существенно используется концевой эффект, состоящий в том, что если проверяются два оставшихся элемента и один из них проверен и исправен, то второй считается неисправным и проверка его не производится. Исходя из поставленных требований, в качестве диагностического теста была выбрана совокупность ра-

бочих кодовых комбинаций и контроль осуществлялся по комплексному выходному параметру проверяемого устройства или группы узлов. Это позволило практически все проверки провести с использованием в качестве индикатора результатов проверок четырехразрядного двоичного счетчика импульсов и использовать небольшое число контрольных гнезд, что особенно важно для РП, смонтированного в виде малогабаритного переносного пульта управления.

Структурная схема УДК представлена на рис. 58. Здесь П — галетный переключатель — служит для подключения соответствующих контрольных гнезд системы КУСТ—67 к входной логике; Пр — кнопка самопроверки УДК.

Блок эталонного интервала обеспечивает нормализацию по длительности сигналов, снимаемых с некоторых контрольных гнезд; совместно с кнопкой Пр работает в режиме самопроверки УДК. Как уже указывалось, основную часть УДК представляет четырехраздрядный двоичный счетчик с сигнальной схемой.

Конструктивно УДК выполнено в виде переносного прибора со съемной крышкой. На лицевой стороне прибора расположены сигнальные лампы, переключатели и поле для размещения карт поиска.

Вес опытного образца прибора совместно с блоком питания и другими вспомогательными принадлежностями (кабель соединительный и пр.) не превышает 4 *кг*. Прибору придаются карты поиска и инструкция по обращению с прибором.

ЛИТЕРАТУРА

1. Юргенсон Р. И. Синтез кодирующих и декодирующих устройств телемеханики дискретного действия. Изд-во ЛЭТИ, 1959.

2. Ильин В. А. Телеконтроль и телеуправление. «Энергия», 1969.

3. Ильин В. А. Телеконтроль и телеуправление рассредоточенными объектами. Госэнергоиздат, 1963.

4. Тутевич В. Н. Основы телемеханики. «Энергия», 1967.

5. Билик Р. В. и др. Бесконтактные элементы и системы телемеханики. «Наука», 1964.

6. Келлер Ф. Э. Кодирующие устройства кольцевых кодов. Авт. свид. № 274499, «Открытия. Изобретения. Промышленные образцы. Товарные знаки», 1070, № 21.

7. Промышлениая телемеханика. Материалы конференции. «Энергия», 1966.

8. Келлер Ф. Э. Дешифратор кольцевых кодов. Авт. свид. № 263994, «Открытия. Изобретения. Промышленные образцы. Товарные знаки», 1970, № 8.

9. Райнес Р. Л., Горяинов О. А. Телеуправление. «Энергия», 1965.

10. Волков Н. В., Келлер Ф. Э. Циклические дешифраторы. — «Техническая кибернетика», 1969, № 4.

11. Малов В. С. Телемеханика. Госэнергоиздат, 1955.

12. Тимошинов П. М. Телеуправление подвижными промышленными объектами. Л., «Энергия», 1969.

13. Келлер Ф. Э. Синтез кодирующих устройств телемеханики на основе графов кодовых пересечений. — «Известия вузов. Приборостроение», 1966, № 4.

14. Келлер Ф. Э., Волков В. И. Декомбинатор — корректор циклического кода. —«Известия вузов. Приборостроение», 1964, № 5.

15. Мустафин Н. А., Тихаиовский В. А., Шеховцов О. И. Об одном способе исправления ошибок отказа в кодирующих устройствах телемеханики. —«Известия ЛЭТИ», вып. 73, Ч. П.

16. Казанский С. С., Тихановский В. А., Шеховцов О. И. Два способа исправления ошибок в канале со стиранием. — «Известия ЛЭТИ», 1968, вып. 68.

17. Питерсон У. Коды, исправляющие ошибки. М., «Мир», 1964.

18. Меггит Дж. Коды, исправляющие ошибки и их использование в системах передачи информации. — В кн. «Теория кодирования». М., «Мир», 1964.

19. Месси Дж. Пороговое декодирование. М., «Мир», 1966.

20. Кон Е. Л., Шеховцов О. И. Типовые структурные формы кодирующих и декодирующих устройств многотактных телемеханических систем. — В кн. «Автоматическое управление и вычислительная техника». Изд. Пермск. политехн. ин-та, 1970, № 57.

21. Карибский В. В., Пархоменко П. П., Согомонян Е. С. Вопросы контроля работоспособности и поиска неисправностей в конечных автоматах. — «Доклады АН СССР», 1965, т. 161, № 1.

22. Верзаков Г. Ф. и др. Введение в техническую диагностику. «Энергия», 1968.

23. Мозгалевский А. В. и др. Автоматический поиск неисправностей. Л., «Машиностроение», 1967.

24. Брюле, Джонсон, Клетский. Отыскание неисправностей в технических устройствах. — «Зарубежная радиоэлектроника», 1961, № 7.

25. Чегис И. А., Яблонский С. В. Логические способы контроля электрических схем. — «Труды математического института им. В. А. Стеклова», т. 51. Изд-во АН СССР, 1958.

26. Волков А. Ф., Ведешников В. А., Зенкин В. Д Автоматический поиск неисправностей в ЦВМ. «Советское радио», 1968.

27. Щербаков О. В. Об оценке случайных сбоев в цифровых вычислительных машинах. — «Известия АН СССР. Техническая кибернетика», 1964, № 3.

28. Шишонок Н. А. и др. Основы теории надежности и эксплуатации радиоэлектронной техники. «Советское радио», 1964.

29. Путинцев Д. А. Аппаратный контроль управляющих цифровых вычислительных машин. «Советское радио», 1966.

30. Ушакова Г. Н. Аппаратный контроль и надежность специализированных ЭВМ. «Советское радио», 1969.

31. Клямко Э. И. Схемный и тестовый контроль автоматических цифровых вычислительных машин. «Советское радио», 1963.

32. Сидоров А. М. Методы контроля электронных цифровых машин. «Советское радио», 1966.

33. Жолковер Т. Д., Перов В. И. Способы оценки и некоторые пути повышения достоверности результатов автоматического контроля. — В кн. «Автоматический контроль и методы электрических измерений», т. 2, 1965.

34. Кориневский Л. А. Эффективность оперативных систем контроля». — «Автометрия», 1966, № 1.

35. Кои Е. Л. Обобщенный количественный показатель качества функционирования устройств схемного контроля работоспособности. — «Известия ЛЭТИ», 1969, вып. 85.

36. Корытная Л. А. О возможности количественной оценки качества существующих систем контроля правильности работы ЭЦВМ. — В кн. «Управляющие машины и системы», 1966, вып. 1.

37. Лебедев М. Д. Состояние и развитие автоматических систем контроля. «Энергия», 1968.

38. Старовойтов И. С. Один метод оценки эффективности схемного контроля вычислительных машин. — «Вопросы радиоэлектроники», сер. УП, вып. 5, 1964.

39. Барвинский Л. Л. Сокращение простоя аппаратуры путем рационального построения системы контроля работоспособности. — В кн. «Надежность и эксплуатация радиоэлектронной техники», Изд-во КВИРТУ, Киев, 1964.

40. Касаткин А. С., Хрулева А. В. Рациональный выбор характеристик аппаратуры контроля. «Энергия», 1970.

41. Сандлер Дж. Техника надежности систем. «Наука», 1966.

42. Губинский А. И. Методы расчета надежности с учетом параметров системы контроля работоспособности. Л., ЛДНТП, 1967.

43. Глушков В. М. Синтез цифровых автоматов. Физматгиз, 1962.

44. Шеховцов О. И. Об одном способе анализа последствий неисправностей в комбинаторах. — «Известия ЛЭТИ», вып. 81, 1969.

45. Элспас Б. Теория автономных линейных последовательных сетей. — «Кибернетический сборник», вып. 7. Изд-во иностр. лит., 1962.

46. Поспелов Д. А. Логические методы анализа и синтеза схем. «Энергия», 1969.

47. Келлер Ф. Э. Анализ и синтез кольцевых декодирующих устройств. — «Известия ЛЭТИ», вып. 85, 1969.

48. Дубенецкий В. А., Кон Е. Л. Встроенная система функционального контроля кодирующего устройства телемеханической информации. — «Известия ЛЭТИ», вып. 65. Ч. П, 1967.

49. Питерсон У., Рабин М. О. О кодах для контроля логических операций. —«Кибернетический сборник», вып. 4. Изд-во иностр. лит., 1962.

50. Виноград С., Коуэн Дж. Д. Надежные вычисления при наличии шумов. «Наука», 1968.

51. Закревский А. Д. Функциональная устойчивость релейных схем. — «Труды Сибирского физико-технического института», вып. 40. Изд. Томск. ун-та, 1961.

52. Бергер Дж. О кодах, обнаруживающих ошибки в асимметричных каналах связи. — В кн. «Теория кодирования». М., «Мир», 1964.

53. Коц У. Коды с исправлением ошибок и их реализация в цифровых системах. — В кн. «Методы введения избыточности для вычислительных систем». «Советское радио», 1966.

54. Номоконов В. Н., Толстяков В. С. О повышении надежности двоичных счетчиков с помощью избыточного кодирования. — «Известия ЛЭТИ», вып. 56. Ч. П, 1966.

55. Номоконов В. Н., Толстяков В. С. Об использовании корректирующих кодов для работы двоичных счетчиков. — «Вопросы радиоэлектроники», сер. XII, вып. 28, 1966.

56. Номоконов В. Н., Ерош И. А. Обнаружение сбоев двоичных пересчетных схем с помощью контроля по модулю. — «Известия вузов. Приборостроение», 1966, № 6.

57. Радченко А. Н. Самоконтроль, самокоррекция и саморемонт как средство повышения надежности сложных дискретных устройств. — В кн. «Автоматика, телемеханика и приборостроение», «Наука», 1964.

58. Хазацкий В. Е. К вопросу о структурной надежности систем телемеханики. — «Автоматика и телемеханика», 1964, № 5.

59. Кон Е. Л., Дубенецкий В. А. Контроль работоспособности типовой структуры декодирующего устройства телемеханической системы. — В кн. «Автоматическое управление и вычислительная техника», № 57. Изд. Пермск. политехн. ин-та, 1970.

60. Вавилов Е. Н., Портной Г. Л. Синтез схем электронных цифровых машин. «Советское радио», 1963.

61. Кон Е. Л. Контроль работоспособности триггерной памяти телемеханических устройств. — «Известия ЛЭТИ», вып. 81, 1969.

62. Тимошинов П. М., Шеховцов О. И. Диагностика многотактных телемеханических систем, 4-я Ленинградская НТК «Повышение качества, надежности и долговечности промышленных изделий». — Тезисы докладов. Ч. IV. Л., Изв. ВНИИМ имени Д. И. Менделеева, 1970.

63. Тихонов В. И. Выбросы случайных процессов. «Наука», 1970.

64. Тимошинов П. М., Ибрагимов А. С. Поиск неисправностей в многотактных телемеханических системах. — «Известия ЛЭТИ», вып. 85, 1969.

ОГЛАВЛЕНИЕ

Введение 3

Глава первая. **Анализ многотактных телемеханических систем как объектов диагностики** 5

1. Многотактные телемеханические системы: назначение, состав, выполняемые функции . . . . —
2. Кодирующие устройства: назначение, состав, выполняемые функции. Классификация КУ. Типовые структурные формы КУ 6
3. Декодирующие устройства: назначение, состав, выполняемые функции. Классификация ДКУ. Типовые структурные формы ДКУ . . 12
4. Выбор диагностической модели многотактных систем телемеханики 19

Глава вторая. **Эффективность применения устройств диагностического контроля многотактных телемеханнческих устройств** 22

5. Общие соображения . . . . —
6. Количественные показатели качества функционирования устройств схемного и тестового диагностического контроля и способы их определения 24
7. Количественная оценка надежности функционирования комплекса «ТМС—УДК» 39

Глава третья. **Формальные способы описания функционирования узлов и устройств многотактных телемеханических систем** 41

8. Модели неисправностей элементов многотактных телемеханических систем . . . . —
9. Формальные способы описания функционирования исправных и неисправных комбинационных узлов. Анализ искажений, вызываемых неисправностями типовых комбинационных узлов 44
10. Формальные способы описания исправных и неисправных переключательных схем. Анализ искажений, вызываемых неисправностями типовых переключательных схем 48
11. Обобщенная матричная модель неисправных функциональных узлов 63

Глава четвертая. **Способы и структуры схемного контроля работоспособности узлов и устройств многотактных телемеханических систем** 66

12. Классификация методов схемного контроля работоспособности функциональных узлов и устройств многотактных ТМС . . . . . —
13. Схемный контроль работоспособности комбинационных узлов телемеханических устройств 68
14. Схемный контроль работоспособности функциональных узлов с памятью 73
15. Схемный контроль работоспособности КУ и ДКУ многотактных ТМС 74

Глава пятая. **Программные методы диагностики узлов и устройств многотактных телемеханических систем** 92

16. Основные понятия и определения. Классификация программных методов диагностики . . . . —
17. Тестовый диагностический контроль узлов и устройств многотактных телемеханических систем 93
18. Поиск неисправностей методом переключения на резерв 108

Приложение. **Устройство диагностики системы телеуправления кранами типа КУСТ—67** 11

Литература 114

Ефим Львович Кон, Петр Михайлович Тимошинов
Олег Иванович Шеховцов

ДИАГНОСТИКА МНОГОТАКТНЫХ ТЕЛЕМЕХАНИЧЕСКИХ СИСТЕМ

Редакторы *М. Н. Суровцева, В. А. Кипрушев*
Художественный редактор *Г. А. Гудков*
Технический редактор *В. И. Семенова*
Корректор *С. В. Иовенко*

Сдано в набор 6/III 1972 г. Подписано в печать 16/V 1972 г. М-06323.
Формат 84×108/32. Бумага типографская № 2. Печ. л. усл. 6,3.
Бум. л. 1,88. Уч.-изд. л. 7,7. Тираж 6000 экз. Заказ 581.
Цена 39 коп.

Ленинградское отделение издательства «Энергия», Марсово поле, 1.

Ленинградская типография № 4, Главполиграфпрома Комитета по печати при Совете Министров СССР, Социалистическая. 14.

Цена 39 коп.